



**FACULDADE DE  
CIÊNCIAS E TECNOLOGIA  
UNIVERSIDADE NOVA DE LISBOA**

**RODOLFO ALEXANDRE DUARTE OLIVEIRA**

**CONTROLO DE ACESSO AO MEIO EM  
REDES *ad hoc* MÓVEIS IEEE 802.11**

Dissertação apresentada para obtenção do Grau de Doutor em Engenharia Electrotécnica, especialidade de Telecomunicações, pela Universidade Nova de Lisboa, Faculdade de Ciências e Tecnologia.

Julho de 2009



# Agradecimentos

Na impossibilidade de agradecer a todos aqueles que contribuíram para o desenvolvimento deste trabalho, destaco algumas pessoas e instituições, cujo contributo foi fundamental. A todos eles gostaria de exprimir os meus sinceros agradecimentos e reconhecer a sua importante ajuda.

Ao meu orientador, Professor Luís Bernardo, agradeço a motivação, a orientação prestada na concretização deste trabalho e a perseverança no aprimoramento do mesmo.

Ao Professor Paulo Pinto, pelas longas e proveitosas discussões que antecederam a submissão de alguns dos conceitos aqui descritos a diversos eventos científicos.

À Secção de Telecomunicações e ao Departamento de Engenharia Electrotécnica da Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade Nova de Lisboa, pela disponibilidade de recursos e meios, sem os quais não teria sido possível a realização deste trabalho.

À Fundação para a Ciência e Tecnologia, pela atribuição de uma Bolsa de Doutoramento.

Aos Professores Leandros Tassiulas e Iordanis Koutsopoulos, pela disponibilidade e condições proporcionadas durante a estadia na Universidade de *Thessaly*.

Presto a minha gratidão a toda a minha Família, pelo apoio, pela paciência e pela compreensão que manifestaram ao longo destes quatro anos. Por último, mas não menos importante, um agradecimento especial para a Ana e para o elemento mais novo da Família, o Diogo. A Eles dedico este trabalho.



# Sumário

Uma rede *ad hoc* móvel é constituída por um grupo de nós móveis inter-ligados através de ligações sem fios. O problema inicial abordado nesta dissertação prende-se com a caracterização do sub-nível de controlo de acesso ao meio em redes *ad hoc*, nomeadamente o controlo realizado na norma *de facto* IEEE 802.11. A elevada instabilidade na topologia deste tipo de redes e a sua natureza distribuída tornam mais frequente a execução de tarefas de localização de recursos na rede. No entanto, o tráfego utilizado nessas tarefas é do tipo ponto-multiponto, sendo o mecanismo de transmissão diferente do tráfego do tipo ponto-a-ponto. Este facto motivou o desenvolvimento de um modelo capaz de caracterizar o comportamento da norma face aos diferentes tipos de tráfego gerado.

O modelo permite concluir que, quando os ritmos de transmissão são iguais para os dois tipos de tráfego, existe um valor de tráfego ponto-multiponto (aprox. 50 %), a partir do qual o débito útil da rede diminui. Na situação mais frequente de operação da norma, em que os ritmos de transmissão são diferentes, conclui-se que o débito útil da rede diminui acentuadamente à medida que é gerado mais tráfego do tipo ponto-multiponto.

A segunda parte desta dissertação aborda a localização de recursos em redes *ad hoc*. É apresentado um algoritmo capaz de criar dinamicamente um conjunto de grupos de nós na rede, tendo em atenção a mobilidade relativa dos nós. Esses grupos de nós são depois utilizados por dois algoritmos de localização de recursos disponíveis na rede. Finalmente, é discutido o impacto da mobilidade e das características do protocolo de controlo de acesso ao meio na caracterização da topologia da rede, avaliando-se a sua influência no desempenho dos algoritmos de localização de recursos.

**Palavras Chave:** Redes *ad hoc* Móveis, norma IEEE 802.11 DCF, Controlo de Acesso ao Meio, Localização de Recursos.



# Abstract

A mobile *ad hoc* network (MANET) is formed by a group of mobile nodes connected by wireless links. The first part of this dissertation focuses on the medium access control defined in the standard IEEE 802.11. The network's instability due to node's mobility and its distributed nature demand for regular resource discovery tasks. But the big amount of broadcast traffic involved in these tasks can be tricky because the transmission mechanism of the broadcast frames is quite different from the mechanism used for unicast traffic. This fact motivated a model-theoretic study able to characterize the standard's behavior when different types of traffic are generated.

The model shows that when equal transmission rates are used for unicast and broadcast traffic and if more than 50% of the generated traffic is broadcast, the network goodput decreases. If higher data transmission rates are used for unicast frames, the network goodput decreases with minor increases of the amount of the broadcast traffic.

In the second part of this work, resource discovery in MANETs is explored. It starts presenting a grouping algorithm that dynamically creates groups of nodes based on their relative mobility. These groups are then used by two distinct algorithms to locate the requested resources. Finally it analyzes the impact of node's mobility and the influence of the medium access control on the image of the network's topology, assessing their influence in the performance of the algorithms.

**Keywords:** Mobile *ad hoc* Networks, IEEE 802.11 DCF, Medium Access Control, Resource Discovery.





# Lista de Abreviaturas

ABC-QS	<i>Associativity Based Clustering and Query Stride</i>
ABR	<i>Associativity-Based Routing</i>
ACK	Trama de Reconhecimento Positivo ( <i>Acknowledgment</i> )
AODV	<i>Ad hoc On Demand Distance Vector Routing Protocol</i>
AP	<i>Access Point</i>
BEB	<i>Binary Exponential Backoff</i>
BRS	<i>Basic Rate Set</i>
CB	Contador do <i>Backoff</i>
CDMA	<i>Code Division Multiple Access</i>
CNDC	Conjunto de Nós Dominantes e Conectados
CSMA	<i>Carrier Sense Multiple Access</i>
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance</i>
CTS	<i>Clear-to-send</i>
DCF	<i>Distributed Coordination Function</i>
DIFS	<i>Distributed Interframe Space</i>
DPSR	<i>Dynamic P2P Source Routing</i>
DRS	<i>Data Rate Set</i>
DSDV	<i>Destination-Sequenced Distance Vector Routing Protocol</i>
DSR	<i>Dynamic Source Routing Protocol</i>
DSSS	<i>Direct Sequence Spread Spectrum</i>
EDCA	<i>Enhanced Distributed Channel Access</i>
EIFS	<i>Extended Interframe Space</i>
FAMA	<i>Floor Acquisition Multiple Access</i>
FCS	<i>Frame Control Sequence</i>

fda	Função de distribuição acumulada
FDMA	<i>Frequency Division Multiple Access</i>
fdp	Função de densidade de probabilidade
FHSS	<i>Frequency-Hopping Spread Spectrum</i>
GB	Grupo de <i>Broadcast</i>
HCCA	<i>Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access</i>
HCF	<i>Hybrid Coordination Function</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
LGB	Líder do Grupo de <i>Broadcast</i>
LLC	Sub-nível de Ligação Lógica
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MACA	<i>Multiple Access Control Avoidance</i>
MACAW	<i>Multiple Access Control Avoidance for Wireless LANs</i>
NAV	<i>Network Allocator Vector</i>
OLSR	<i>Optimized Link State Routing Protocol</i>
P2P	<i>Peer-to-peer</i>
PCF	<i>Point Coordination Function</i>
PLC	<i>Physical Layer Convergence</i>
RTS	<i>Request-to-send</i>
RVH	Rede Virtual Hierárquica
SB	Sistema Baseado na Transmissão de <i>Beacons</i>
SBA	<i>Scalable Broadcast Algorithm</i>
SIFS	<i>Short InterFrame Space</i>
SLP	<i>Service Location Protocol</i>
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i>
WLAN	<i>Wireless Local Area Network</i>

# Índice de Matérias

Agradecimentos	i
Sumário	iii
Abstract	v
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Motivação . . . . .	1
1.1.1 Redes <i>ad hoc</i> Móveis . . . . .	2
1.1.2 Terminologia . . . . .	4
1.2 Descrição do Problema . . . . .	5
1.3 Contribuições . . . . .	7
1.4 Organização . . . . .	7
<b>2 Controlo de Acesso ao Meio em redes IEEE 802.11</b>	<b>9</b>
2.1 Introdução . . . . .	9
2.2 Função de Coordenação Distribuída . . . . .	11
2.3 Características de interesse na análise de desempenho . . . . .	17
2.4 Modelação - trabalho relacionado . . . . .	18
2.4.1 Introdução . . . . .	18
2.4.2 Trabalho relacionado . . . . .	21
<b>3 Modelação do protocolo MAC IEEE 802.11 DCF</b>	<b>29</b>
3.1 Introdução . . . . .	29
3.1.1 Considerações iniciais . . . . .	31
3.2 Modelação . . . . .	33
3.2.1 Probabilidade de acesso ao meio . . . . .	33
3.2.2 Valor esperado da duração de um estado de <i>backoff</i> . . . . .	42
3.2.3 Tempo de serviço do protocolo MAC . . . . .	49
3.2.4 Tempo de atraso na fila de espera . . . . .	51
3.2.5 Métrica de desempenho do protocolo MAC . . . . .	54
3.3 Validação . . . . .	56
3.4 Caracterização do desempenho . . . . .	64

3.4.1	Análise para baixos ritmos de transmissão ( $R_{dat}=1\text{Mbps}$ ) . . . . .	65
3.4.2	Análise para ritmos de transmissão elevados ( $R_{dat}=11\text{Mbps}$ ) . . . . .	67
3.4.3	Notas finais . . . . .	70
<b>4</b>	<b>Exemplos de aplicação do modelo do protocolo MAC</b>	<b>73</b>
4.1	Introdução . . . . .	73
4.2	Exemplo de aplicação para tráfego homogéneo . . . . .	75
4.3	Exemplo de aplicação para tráfego heterogéneo . . . . .	81
4.3.1	Aproximação do tempo de serviço . . . . .	82
4.3.2	Resultados experimentais . . . . .	87
<b>5</b>	<b>Localização de recursos em redes <i>ad hoc</i> móveis</b>	<b>93</b>
5.1	Introdução . . . . .	94
5.2	Organização da topologia da rede . . . . .	100
5.2.1	Agrupamento de nós baseado em estabilidade das ligações . . . . .	100
5.2.2	Avaliação de desempenho . . . . .	110
5.3	Melhorias do algoritmo de agrupamento de nós . . . . .	115
5.3.1	Mobilidade e frequência de transmissão dos <i>beacons</i> ( $T_B$ ) . . . . .	119
5.3.2	Intervalo de expiração da ligação lógica ( $T_O$ ) . . . . .	128
5.4	Localização de recursos . . . . .	136
5.4.1	Algoritmo que utiliza informação a 1.5 saltos . . . . .	138
5.4.2	Algoritmo que utiliza informação a 2.5 saltos . . . . .	144
5.4.3	Análise e avaliação de desempenho . . . . .	146
<b>6</b>	<b>Conclusões</b>	<b>155</b>
6.1	Considerações Finais . . . . .	155
6.2	Trabalho Futuro . . . . .	157
6.3	Lista de Publicações . . . . .	157
<b>Anexos</b>		<b>161</b>
<b>A</b>	<b>Desenvolvimento de expressões</b>	<b>163</b>
A.1	Expressão (3.34) . . . . .	163
A.2	Expressão (3.35) . . . . .	164
A.3	Expressão (3.42) . . . . .	164
<b>Bibliografia</b>		<b>166</b>

# Índice de Figuras

1.1	Modelo de interacção entre os diferentes níveis da pilha de protocolos. . . .	3
2.1	Mecanismo de acesso básico. . . . .	12
2.2	Problema do nó escondido. . . . .	12
2.3	Mecanismo de acesso RTS/CTS. . . . .	13
2.4	Situação em que o canal se encontra inicialmente ocupado. . . . .	13
2.5	Situação em que o canal se encontra inicialmente ocupado (tramas <i>broadcast</i> e <i>unicast</i> básico e RTS/CTS). . . . .	16
2.6	Estrutura da trama de dados. . . . .	16
2.7	Estrutura da pilha de protocolos e posicionamento da fila de espera e do servidor que modelam o MAC. . . . .	20
3.1	Algoritmo de transmissão de uma trama. . . . .	32
3.2	Modelo da cadeia de <i>Markov</i> para um nó. . . . .	35
3.3	Resultados numéricos da probabilidade de acesso ao meio ( $\tau$ ), considerando a situação de tráfego saturado ( $p_{QE} = 0$ ). . . . .	40
3.4	Probabilidade de sucesso no processo de transmissão de tramas <i>broadcast</i> e <i>unicast</i> , considerando a situação de tráfego saturado ( $p_{QE} = 0$ ). . . . .	41
3.5	Validação do tempo de serviço ( $T_S$ ): (a) variando a carga da rede ( $\lambda = \{25, 40, 67\}$ tramas/nó/s); (b) mantendo a carga da rede ( $\lambda = 25$ tramas/nó/s) e variando a quantidade de tráfego de tipos diferentes ( $p_b = 0.0, 0.25, 0.50, 0.75, 1.0$ ). . . . .	59
3.6	Resultados de validação para diferentes ritmos de transmissão e diferentes comprimentos médio das tramas: (a) tempo de serviço do protocolo MAC $T_S$ ; (b) atraso na fila de espera. . . . .	60
3.7	Resultados de validação para diferentes quantidades de tráfego <i>broadcast</i> , ritmos de transmissão e comprimentos de trama ( $l_{tr} = 1000$ bytes, $K=20$ tramas, $n=10$ ): (a) tempo de serviço do protocolo MAC $T_S$ ; (b) atraso na fila de espera $T_Q$ . . . . .	62
3.8	Validação das probabilidades $p_{drop}$ e $p_{col}$ utilizando tramas com 2000 bytes de dados úteis e $\lambda = 4.1$ tramas/nó/s: (a) validação de $p_{drop}$ ; (b) validação de $p_{col}$ . . . . .	63

3.9	Tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) função de $p_u$ e $\lambda$ (tramas/nó/s), considerando $R_{bas} = R_{dat} = 1\text{Mbps}$ . . . . .	65
3.10	Probabilidades para diferentes valores de $\lambda$ (tramas/nó/s) e de $p_u$ considerando $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ e $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ : (a) desempenho de <i>goodput</i> $S$ ; (b) probabilidade $p_{col}$ ; (c) probabilidade $p_{drop}$ . . . . .	66
3.11	Tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) função de $p_u$ e $\lambda$ , considerando $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ e $R_{dat} = 11\text{Mbps}$ . $\lambda$ é expresso em tramas/nó/s. . . . .	68
3.12	Probabilidades para diferentes valores de $\lambda$ (tramas/nó/s) e de $p_u$ considerando $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ e $R_{dat} = 11\text{Mbps}$ : (a) desempenho de <i>goodput</i> $S$ ; (b) probabilidade $p_{col}$ ; (c) probabilidade $p_{drop}$ . . . . .	69
4.1	Dados de simulação para os valores de $\overline{T}_x^d$ para cada etapa de <i>backoff</i> $d$ executada num dado nó. . . . .	78
4.2	Estimativa de $\hat{T}_x$ obtida com o filtro de média deslizante ( $q = 20$ e $\alpha = 0.1$ ). . . . .	79
4.3	Dados de simulação para os valores de $T_D$ . . . . .	80
4.4	Estimativa de $T_D$ obtida através do interpolador. . . . .	80
4.5	Erro de interpolação na obtenção de $T_D$ para um dado intervalo de simulação. . . . .	81
4.6	Diferentes durações dos intervalos de monitoração do canal: duração fixa $\sigma$ quando o canal se encontra livre; duração $\Gamma^s$ ou $\Gamma^c$ quando o canal se encontra ocupado devido a uma transmissão com sucesso ou uma colisão. . . . .	82
4.7	Média da estimativa dos valores de $p_s^j$ e de $p_c^j$ obtida pelo nó $j$ num cenário de tráfego homogéneo - cenário A. . . . .	88
4.8	Média da estimativa dos valores de $p_s^j$ e de $p_c^j$ obtida pelo nó $j$ num cenário de tráfego heterogéneo - cenário B. . . . .	88
4.9	Média da estimativa e dos valores reais (obtidos através de simulação) do tempo de serviço ( $T_S$ ) para o cenário de carga homogénea (cenário A). . . . .	89
4.10	Média dos valores do tempo de serviço estimados e reais para o cenário B - valores estimados/medidos por um dos 9 nós com carga baixa. . . . .	90
4.11	Média dos valores do tempo de serviço estimados e reais para o cenário B - valores estimados/medidos pelo nó que origina 75% da carga total da rede. . . . .	90
4.12	Média dos valores de probabilidade $p_g$ estimados e medidos pelo nó 1 (gera 75% da carga total da rede) e nó 5 (gera 25%/9 da carga total da rede). . . . .	91
4.13	Erro da estimativa para duas dimensões do conjunto de amostras do estimador ( $B$ ). . . . .	91
5.1	Rede <i>ad hoc</i> constituída por 6 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6\}$ ), onde existem 3 GB, e os nós $n_1, n_5$ e $n_6$ são LGB. . . . .	103
5.2	Rede móvel <i>ad hoc</i> constituída por 6 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6\}$ ) em diferentes instantes temporais: (a) os nós $n_2$ e $n_4$ não possuem ligações lógicas; (b) os nós $n_2$ e $n_4$ possuem ligações lógicas com os nós $n_3$ e $n_6$ , e $n_3$ e $n_5$ respectivamente. . . . .	107

5.3	Árvore de grupos de <i>broadcast</i> do nó $n_1$ representado no exemplo da Figura 5.2(b). . . . .	108
5.4	Rede móvel <i>ad hoc</i> constituída por 7 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6, n_7\}$ ), onde existem 3 GB, os nós $n_1, n_5$ e $n_6$ são LGB e o nó $n_7$ é instável. . . . .	108
5.5	Árvore de grupos de <i>broadcast</i> do nó $n_1$ quando o nó $n_7$ da Figura 5.4 se aproxima do nó $n_3$ e o elege como LGB. . . . .	108
5.6	Exemplo de fusão de um GB. . . . .	109
5.7	Árvore de grupos de <i>broadcast</i> no caso pior em que a conectividade entre os GB $\{n_1, n_3, n_5, n_6\}$ e $\{n_7, n_8\}$ são separados por dois nós não LGB (nós $n_3$ e $n_7$ ). . . . .	110
5.8	Tempo médio de eleição do LGB para diferentes valores de carga e mobilidade dos nós. . . . .	112
5.9	Dimensão média no número de vizinhos por nó, e dimensão média do GB obtida com o Algoritmo 5.1 aplicado ao cenário de alta carga apresentado na Figura 5.8. . . . .	113
5.10	Dimensão média do número de vizinhos e do GB (a), e percentagem de nós instáveis (b) para diferentes valores de densidade de nós. . . . .	114
5.11	Número relativo de Grupos de <i>Broadcast</i> em função da sua dimensão. . . . .	115
5.12	Vectores de velocidades de dois nós $n_1$ e $n_2$ : (a) situação de velocidade relativa nula; (b) situação de velocidade relativa não nula. . . . .	123
5.13	Máximo deslocamento entre dois nós sem que a ligação física seja quebrada: (a) instante inicial $t$ ; (b) instante final $t + \Delta t$ após o nó $n_1$ se ter deslocado a distância $d = \overline{AB} = 2r$ do nó $n_2$ . . . . .	124
5.14	Posição do nó $n_1$ nos instantes temporais: (a) $t$ ; (b) $t + \Delta t$ após se ter deslocado a distância $d$ após o instante $t$ . . . . .	125
5.15	Probabilidade de as ligações físicas se manterem válidas durante o período $T_B$ . . . . .	126
5.16	Validação de a probabilidade ( $p_{lig}$ ) de uma ligação física se manter durante o período $T_B$ (as linhas " $V_{max}$ " representam os valores numéricos de $p_{lig}$ , enquanto que a legenda "simulação" se refere à aplicação da expressão (5.14)). . . . .	127
5.17	Diagrama temporal do sistema de <i>beacons</i> considerando $t_{atraso}$ variável. . . . .	128
5.18	Função de densidade de probabilidade da duração das ligações lógicas ( $f(t_{lig})$ ) ( $p_b = 0.1$ , comprimento médio das tramas = 1150 bytes, $K = 200$ tramas, (a) $\lambda = 12$ tramas/nó/s, (b) $\lambda = 16$ tramas/nó/s). . . . .	129
5.19	Função de distribuição acumulada (fda) da duração das ligações lógicas e físicas do cenário apresentado na Figura 4.4. . . . .	132
5.20	Valores de $\beta$ adaptados pela regra (5.18) no cenário apresentado na Figura 4.4. . . . .	133
5.21	Função de distribuição acumulada da duração das ligações no cenário de mobilidade A. . . . .	134

5.22 Função de distribuição acumulada da duração das ligações no cenário de mobilidade B. . . . .	135
5.23 Algoritmo de minimização das transmissões necessárias para inundar a rede utilizando informação a 1.5 saltos. . . . .	140
5.24 Exemplo de uma rede <i>ad hoc</i> . Os nós $n_1, n_5$ e $n_6$ são LGB. O nó $n_9$ é instável. . . . .	141
5.25 Tempo médio de localização do recurso (em segundos) obtido com os diferentes algoritmos. . . . .	149
5.26 Avaliação da taxa de sucesso de localização de recursos: (a) cenário sem mobilidade de nós; (b) cenário de mobilidade A ( $E(v) = 5.89$ m/s); (c) cenário de mobilidade B ( $E(v) = 21.64$ m/s). . . . .	151



# Índice de Tabelas

2.1	Resumo das características modeladas pelos diferentes trabalhos. . . . .	27
3.1	Parâmetros utilizados em todos os cenários de validação. . . . .	57
4.1	Parâmetros de simulação utilizados na estimação do tempo de atraso do protocolo MAC. . . . .	77
4.2	Parametrização da simulação e da norma IEEE 802.11b DSSS utilizada nos resultados experimentais. . . . .	87
5.1	Exemplo do conteúdo da tabela de <i>beacons</i> do nó $n_3$ representado na Figura 5.1 no instante $t=102.5s$ , sendo $T_B = 1s$ . . . . .	103
5.2	Parâmetros utilizados nos padrões de mobilidade para validar $p_{lig}$ . . . . .	126
5.3	Parâmetros dos padrões de mobilidade ( $E(v)$ e $E(v_r)$ numéricos, e $\bar{T}_{lf}$ obtido através da simulação). . . . .	127
5.4	Cenários de mobilidade avaliados. . . . .	133
5.5	Valores de $p_{lig}$ para vários valores de $T_B$ nas condições do cenário de mobilidade B. . . . .	135



# Capítulo 1

## Introdução

### 1.1 Motivação

O campo das comunicações sem fios tem tido, nas duas últimas décadas, um crescimento sem precedentes, e o elevado interesse em investigação a par dos recentes avanços em novas tecnologias auguram-lhe um futuro ainda mais próspero. A necessidade de uma cobertura ubíqua e de conectividade em todos os tipos de ambientes, aliada à mobilidade dos utilizadores, à flexibilidade e facilidade de instalação do sistema de comunicações justificam o crescente interesse em tecnologias de acesso sem fios. A confirmá-lo estão, por exemplo: a massiva utilização dos sistemas de telefonia móvel, a crescente popularidade das redes locais sem fios ou mesmo a emergente integração de sistemas baseados em redes de sensores sem fios.

Presentemente, a maioria dos sistemas de comunicações sem fios são baseados em paradigmas centralizados, onde os nós se encontram associados a um nó central que se encarrega das tarefas de gestão da rede. É este o caso da telefonia móvel, em que os nós se encontram registados numa estação base, ou da maioria das redes locais utilizando a norma IEEE 802.11, em que os nós se encontram associados a um ponto de acesso que se encontra ligado à Internet. No entanto, este trabalho aborda outro paradigma de sistemas de comunicações sem fios, onde não existe a figura de um nó central e onde todas as tarefas de gestão da rede têm de ser executadas de forma distribuída por todos os nós móveis. Este tipo de redes, formadas por um grupo de nós móveis inter-ligados através de ligações sem fios, são denominadas redes *ad hoc* móveis [Eph02], [CCL03].

### 1.1.1 Redes *ad hoc* Móveis

Nas redes *ad hoc* móveis os nós podem comunicar directamente com outros nós que se encontrem no seu alcance de rádio. Sempre que a comunicação entre os nós de origem e de destino não se possa efectuar de modo directo, os pacotes entre os dois nós podem ser reencaminhados por nós intermédios que façam parte do caminho multi-salto que os conecta. Dessa forma, cada nó pertencente à rede *ad hoc* comporta-se como um nó de destino para os nós contidos no seu raio de alcance de rádio e como um encaminhador de pacotes para nós de destino que estejam fora do seu raio de alcance. Contudo, os graus de liberdade introduzidos pela mobilidade dos nós e pela inexistência de gestão centralizada da rede introduzem novos desafios, para os quais muitos dos protocolos existentes não possuem uma resposta adequada.

Para exemplificar os problemas associados à utilização dos protocolos existentes neste tipo de redes, representa-se na Figura 1.1 um diagrama de blocos de interacção dos diferentes níveis da pilha de protocolos. Inicialmente, os dados gerados pelas aplicações de um nó chegam ao nível de transporte. Caso os protocolos de transporte gerem grandes quantidades de tráfego (passo 0), ou caso a rede já se encontre com um nível de carga elevado, forma-se um fenómeno de congestão de tráfego no nível de controlo de acesso ao meio (passo 1). Como o controlo de acesso ao meio realizado nas redes *ad hoc* se baseia num período de contenção variável, à medida que o nível de tráfego na rede se torna mais elevado, os períodos de contenção aumentam, originando maior ocupação das filas de espera de transmissão. Caso as filas de espera fiquem completamente ocupadas, todas as novas tramas geradas são perdidas. Além disso, a fiabilidade do mecanismo de acesso ao meio utilizado no tráfego do tipo ponto-multiponto (tramas do tipo *broadcast*) é inferior ao utilizado no tráfego ponto-a-ponto (tramas do tipo *unicast*), originando um maior número de colisões entre tramas. As tramas perdidas, quer por colisão, quer por saturação das filas de espera de transmissão, são percebidas como falhas no algoritmo de encaminhamento, que invalida as rotas que possui para os diferentes destinos (passo 2). Assim, os algoritmos de encaminhamento tentam reparar as rotas através do envio de mensagens de erro, actualização da topologia da rede e restabelecimento das tabelas de encaminhamento, gerando ainda mais tráfego do tipo ponto-multiponto. Tal facto aumenta a probabilidade

de perda de tramas (passo 3), congestionando ainda mais a rede (passo 4), elevando o nível de congestão no protocolo de acesso ao meio (passo 1). Esta situação cria um ciclo fechado, identificado pelos passos 1, 2, 3 e 4. Entretanto, a impossibilidade de alcançar o nó de destino causa uma falha na entrega dos dados (passo 5), a qual pode originar uma nova tentativa de transmissão dos mesmos (passos 6 e 7). Este exemplo motiva a falta de coordenação entre os diferentes níveis de protocolos, o que pode originar situações de total inoperância da rede.

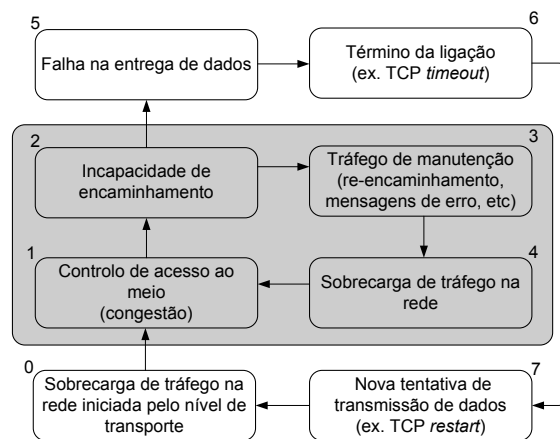


Figura 1.1: Modelo de interação entre os diferentes níveis da pilha de protocolos.

A natureza distribuída e a dinâmica da topologia das redes *ad hoc* móveis causadas pela mobilidade dos nós e/ou pela baixa fiabilidade das ligações sem fios não permitem que os distintos níveis que compõem a pilha de protocolos funcionem de forma autónoma. Pelo contrário, o exemplo anterior explicita a partilha de informação acerca do estado de cada um dos níveis, para que os mesmos possam agir de forma concertada sem que sejam executados comportamentos antagónicos.

O exemplo anterior evidencia a necessidade de caracterização do protocolo de acesso ao meio, para que os níveis superiores possam utilizar essa informação na tomada de decisões, aumentando a eficiência total da rede. Este facto motiva grande parte do trabalho apresentado nesta dissertação, o qual se debruça sobre a modelação do protocolo de acesso ao meio. Além disso, afere-se o impacto que a informação do modelo pode ter no processo de localização dos nós na rede, o qual constitui uma das tarefas fundamentais dos algoritmos de encaminhamento.

A norma IEEE 802.11 é uma norma *de facto* para os níveis físico e sub-nível de controlo

de acesso ao meio para redes *ad hoc* móveis. No entanto, o seu mecanismo de acesso ao meio para tramas do tipo ponto-multiponto não é fiável. A falta de infra-estrutura da rede obriga à obtenção da topologia através da difusão de tramas para todos os seus vizinhos, aumentando o erro da topologia obtida e utilizada pelos algoritmos de encaminhamento face à topologia real. A inexistência de estudos que caracterizem a coexistência de tráfego ponto-multiponto e tráfego ponto-a-ponto motiva o trabalho apresentado na primeira fase desta dissertação. Esta aborda o impacto que a difusão de tramas origina no protocolo de acesso ao meio, em termos de débito útil (*goodput*) e de atraso médio na operação de transmissão. Na segunda fase do trabalho, apresentam-se dois algoritmos para localização de nós ou outro tipo de recursos contidos numa rede *ad hoc*, comparando-os com outras metodologias em uso. Propõe-se a utilização da informação dada pelo estudo do controlo de acesso ao meio e das características de mobilidade dos nós para melhorar o sistema de aquisição de informação relativa à topologia local da rede.

### 1.1.2 Terminologia

Em termos genéricos, este trabalho considera uma rede *ad hoc* composta por múltiplos nós. Os nós possuem uma determinada área de cobertura de rádio limitada por uma circunferência de raio  $r$ . Por omissão, considera-se uma rede modelada por um grafo dirigido  $\mathcal{G} = (\mathcal{N}, \mathcal{C})$ , onde  $\mathcal{N}$  representa um conjunto de nós e  $\mathcal{C}$  o conjunto de ligações sem fios entre os diversos nós. Por razões relacionadas com a terminologia adoptada ao longo deste documento, sumarizam-se os seguintes conceitos:

**Definição 1.1.** Ligação ou conexão física entre dois nós:

existe uma ligação (também denominada conexão) física entre dois nós  $n_a$  e  $n_b$  se e só se a distância entre eles (definida por  $d(n_a, n_b)$ ) for inferior ou igual ao seu raio de alcance de transmissão rádio  $r$ .

**Definição 1.2.** Noção de vizinhança física:

um nó  $n_a$  diz-se vizinho de um nó  $n_b$  sempre que exista uma ligação física entre os dois.

**Definição 1.3.** Noção de salto:

um nó  $n_a$  diz-se estar a  $k \geq 1$  saltos de um nó  $n_b$  (e vice-versa) caso o número mínimo de nós intermédios visitados por um pacote transmitido de  $n_a$  para  $n_b$  (ou de  $n_b$  para  $n_a$ )

seja igual a  $k - 1$ . Isto implica que o menor subconjunto  $\mathcal{C}' \subset \mathcal{C}$  capaz de ligar os nós  $n_a$  a  $n_b$  possui  $k - 1$  elementos.

A vizinhança entre dois nós  $n_a$  e  $n_b$  corresponde à situação em que  $n_a$  se encontra a um salto de  $n_b$ . Dois nós  $n_a$  e  $n_b$  separados por dois saltos explicitam a necessidade de um nó  $n_c$  intermédio que possa encaminhar os pacotes entre eles, o que implica que  $n_a$  não pode ser vizinho de  $n_b$ .

**Definição 1.4.** Rede de salto único:

uma rede constituída por  $n$  nós denomina-se de salto único se, para qualquer nó que pertence a  $\mathcal{N}$ , os restantes  $n - 1$  nós estiverem a um salto.

**Definição 1.5.** Rede de múltiplos saltos:

uma rede constituída por  $n$  nós é denominada de múltiplos saltos caso existam pelo menos dois nós que estejam a mais de um salto entre si. Numa rede de  $k$ -saltos existem, pelo menos, dois nós a  $k$  saltos um do outro, não existindo distâncias superiores a  $k$ -saltos entre os restantes nós da rede.

## 1.2 Descrição do Problema

Os protocolos de acesso ao meio desenvolvidos para redes sem fios podem ser classificados nos que não originam contenção (TDMA - *Time Division Multiple Access*, CDMA - *Code Division Multiple Access*, FDMA - *Frequency Division Multiple Access*, etc.) e nos que se baseiam em contenção (*Aloha*, *Slotted Aloha*, MACA - *Multiple Access Control Avoidance*, MACAW - *MACA for Wireless LANs*, CSMA - *Carrier Sense Multiple Access*, etc.). Os protocolos que não originam contenção são mais indicados para redes estáticas e/ou redes com gestão centralizada, pois a gestão de acesso ao meio pode ser realizada de forma determinística. Dado que as redes *ad hoc* móveis se caracterizam por frequentes alterações na sua topologia, o acesso ao meio é normalmente aleatório (*Aloha*, *Slotted Aloha*), ou utiliza esquemas de acesso aleatório baseado em alguns métodos de resolução de colisões (FAMA - *Floor Acquisition Multiple Access*, CSMA/CA). Estes protocolos baseados em contenção possuem algumas características intrínsecas que, sendo ignoradas pelos níveis superiores da pilha de protocolos, podem conduzir a uma elevada diminuição

do desempenho da rede. Por exemplo, a maioria dos protocolos de encaminhamento para redes *ad hoc* móveis, entre os quais se destacam [PB94], [JM96], [PR99] e [CJ03], são desenhados para solucionar alguns dos problemas específicos das redes *ad hoc*, mas são propostos sem que seja aferido o impacto que as decisões tomadas provocam no protocolo de acesso ao meio. Por outro lado, nenhuma das acções que tomam é baseada no estado em que se encontra o protocolo de acesso ao meio. Estes factos evidenciam a necessidade de caracterização dos protocolos de acesso ao meio para, posteriormente, aplicar essa informação nos níveis superiores da pilha de protocolos.

O problema inicial abordado nesta dissertação prende-se com a caracterização do sub-nível de controlo de acesso ao meio em redes *ad hoc*, nomeadamente o controlo realizado na norma *de facto* IEEE 802.11. A caracterização da norma objectiva o desenvolvimento de um modelo formal capaz de aproximar os tempos envolvidos em todo o processo de transmissão das tramas, bem como de aferir o desempenho do mesmo. Outro dos objectivos desta caracterização está relacionado com o facto de as redes *ad hoc* móveis apresentarem uma topologia de elevada instabilidade, o que torna mais frequente a execução da tarefa de descoberta de outros nós na rede. O tipo de tráfego utilizado nessa tarefa é do tipo ponto-multiponto, o que requer um estudo mais aprofundado acerca da coexistência deste tipo de tráfego com tráfego do tipo ponto-a-ponto. O modelo toma este facto como um requisito essencial a modelar.

Outro dos problemas abordados prende-se com a tarefa de descoberta de nós na rede. Utilizando um protocolo de acesso ao meio completamente distribuído, não existe nenhum nó central que saiba exactamente quais são os nós (recursos) que se encontram activos. Daí que este seja um problema de especial interesse. Como os níveis de mobilidade dos nós da rede podem ser completamente distintos, apresenta-se um algoritmo capaz de criar dinamicamente um conjunto de grupos de nós na rede, tendo em atenção a mobilidade relativa dos nós. Esses grupos possuem ainda um nó líder, responsável pela difusão de tramas para esse grupo. Os grupos são depois explorados por dois algoritmos que solucionam o serviço de localização de nós (recursos) na rede.



## 1.3 Contribuições

- **Modelo do Protocolo de Acesso ao Meio da Norma IEEE 802.11**

O modelo proposto neste trabalho introduz contribuições originais, tais como:

- a coexistência de tráfego ponto-multiponto e ponto-a-ponto [OBP06];
- a assunção de tráfego finito [OBP07a], ou seja, é assumido que as filas de espera de transmissão possuem dimensão finita;
- a possibilidade de o comprimento das tramas ser variável [OBP07b];
- a caracterização do débito útil e dos tempos médios de transmissão para diferentes montantes de tráfego ponto-a-ponto e ponto-multiponto [OBP09];

Outra das contribuições é o exemplo de aplicação do modelo em tempo real para determinação do tempo médio de transmissão quando o tráfego é homogéneo [OBPD08], ou a aproximação em tempo real do tempo de serviço do controlo de acesso ao meio quando o tráfego é heterogéneo [OBPK08].

- **Localização de Recursos**

São propostos dois novos algoritmos para localização de recursos em redes *ad hoc* móveis [OBP05]. Os algoritmos baseiam-se numa infra-estrutura virtual, constituída por diversos grupos de nós criados a partir da informação recolhida a um salto [OBP08]. Por último, o trabalho discute alguns factos inovadores relacionados com a melhoria das ligações lógicas entre dois nós, propondo uma frequência de anúncio de presença de um nó à sua vizinhança. Propõe-se que a frequência com que é efectuado o anúncio esteja relacionada com o nível de mobilidade dos nós. Finalmente, é sugerido um limite para o intervalo temporal em que as ligações lógicas são consideradas válidas, o qual tem em conta o nível de mobilidade dos nós e a actividade da rede.

## 1.4 Organização

A primeira parte desta dissertação cobre a modelação e aplicação do modelo do protocolo de controlo de acesso ao meio utilizado na norma IEEE 802.11. O controlo de acesso

ao meio em redes IEEE 802.11 é apresentado no Capítulo 2, onde é discutida a Função de Coordenação Distribuída que suporta o controlo de acesso nas redes *ad hoc*. Ainda neste capítulo, são analisados alguns dos trabalhos já realizados na área de modelação da norma IEEE 802.11. O Capítulo 3 apresenta o modelo proposto. Neste capítulo é apresentado todo o trabalho formal levado a cabo para encontrar as expressões que descrevem o comportamento relacionado com as probabilidades de acesso ao meio, probabilidades de sucesso e durações médias envolvidas na transmissão, apresentando posteriormente os resultados de validação do modelo. É realizada ainda uma pequena análise de desempenho do protocolo de controlo de acesso ao meio, tendo por base resultados numéricos obtidos com o modelo. Já o Capítulo 4 explora o modelo, propondo dois exemplos de aplicação distintos, sendo um deles baseado numa aproximação do modelo.

A segunda parte da dissertação aborda a localização de recursos em redes *ad hoc* móveis. O Capítulo 5 começa por discutir algum do trabalho relacionado com esta área, apresentando na Secção 5.2 um algoritmo de agrupamento de nós, que constitui a infraestrutura virtual em que se baseiam os dois algoritmos de localização de recursos apresentados na Secção 5.4. A melhoria das ligações lógicas entre nós é discutida na Secção 5.3, onde se relaciona a mobilidade dos nós com a frequência de anúncio da sua presença e onde se aplica o modelo para adaptar o intervalo temporal em que as ligações lógicas são válidas. Na parte final, o Capítulo 5 apresenta resultados de desempenho dos algoritmos de localização de recursos, por forma a quantificar a sua taxa de sucesso de localização.

Finalmente, o Capítulo 6 resume as conclusões obtidas neste trabalho, apontando algumas linhas de investigação para trabalho futuro.

## Capítulo 2

# Controlo de Acesso ao Meio em redes IEEE 802.11

### 2.1 Introdução

A utilização massiva de redes locais de comunicação sem fios (WLANs) está associada ao enorme sucesso da norma IEEE 802.11 [ANS99], a qual define o nível físico e o sub-nível de controlo de acesso ao meio (MAC). Basicamente, o nível físico define as frequências de rádio em que os dispositivos operam, o tipo de codificação e o esquema de modulação utilizados. O sub-nível MAC define o modo como os nós acedem ao canal.

Normalmente, a norma IEEE 802.11 é realizada recorrendo a uma rede infra-estruturada, onde os nós sem fios se encontram associados a um único nó fixo, denominado ponto de acesso (*Access Point* - AP), com o qual comunicam de forma exclusiva. No entanto, a norma define um modo de realização em redes não infra-estruturadas, sem existência de um nó AP. Neste caso, os nós equipados com dispositivos sem fios podem associar-se a qualquer um dos seus nós vizinhos, comunicando directamente com eles sem que a sua informação tenha de circular pelo AP.

A Função de Coordenação Distribuída (*Distributed Coordination Function* - DCF) é o método fundamental de acesso ao meio, independentemente de a rede ser ou não infra-estruturada. Como o método DCF não permite o acesso ao meio sem contenção, a norma define a Função de Coordenação Centralizada (*Point Coordination Function* - PCF), a qual fornece um serviço de transmissão de tramas sem contenção. No entanto,

o método PCF necessita de uma rede infra-estruturada, utilizando o nó AP e o método DCF para coordenação dos nós associados ao AP, o que invalida a sua utilização em redes do tipo *ad hoc*, caracterizadas pela inexistência de uma infra-estrutura previamente definida. A alteração [ANS05] à norma IEEE 802.11 ([ANS99]) introduz o protocolo IEEE 802.11e capaz de oferecer qualidade de serviço. O protocolo IEEE 802.11e define dois métodos de acesso distintos. O método denominado *Enhanced Distributed Channel Access* (EDCA) não necessita de uma rede infra-estruturada e, pelo facto de ter uma filosofia distribuída baseada em contenção, só oferece diferenciação de serviço. Já o método de acesso denominado *Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access* (HCCA) necessita de uma rede infra-estruturada e assegura qualidade de serviço devido a não ser baseado em contenção.

Este capítulo caracteriza o método DCF pelo facto de não exigir uma rede infra-estruturada, requisito fundamental nas redes do tipo *ad hoc*, e, simultaneamente, não pretender realizar um esquema de diferenciação de serviço, tal como é oferecido pelo método EDCA.

O método DCF define os procedimentos que cada nó deve cumprir para aceder ao meio partilhado por todos os nós que se encontrem num determinado raio de alcance de rádio. O facto de o método ser desenhado segundo um paradigma distribuído conjuntamente com a possibilidade de mobilidade dos nós devido à inexistência de fios tornam-no um candidato natural para o desenvolvimento de redes *ad hoc*. No entanto, o método apresenta alguma ineficiência, devido à contenção no acesso ao meio, e o número elevado de parâmetros variáveis no tempo podem condicionar o seu desempenho de forma significativa. Este facto motiva o desenvolvimento de modelos teóricos que descrevam o seu comportamento.

Este capítulo começa por introduzir o método DCF definido pela norma IEEE 802.11 para o sub-nível de MAC, descrevendo a forma como este soluciona a problemática do controlo de acesso ao meio. Seguidamente, enumeram-se algumas das suas características que influenciam o seu desempenho. Na parte final, resume-se o esforço desenvolvido por diversos autores na obtenção de modelos teóricos que caracterizem o comportamento do método DCF.

## 2.2 Função de Coordenação Distribuída

A Função de Coordenação Distribuída (DCF) [ANS99] permite a partilha automática do meio entre nós com níveis físicos compatíveis, utilizando o protocolo de acesso múltiplo com escuta de portadora e evitação de colisões (*Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance* - CSMA/CA). O protocolo CSMA/CA reduz a probabilidade de colisões entre as transmissões originadas nos múltiplos nós que constituem a rede. Em vez de permitir que os nós transmitam uma trama logo que o canal fica livre, o protocolo CSMA/CA faz com que todos os nós observem o canal durante um intervalo de tempo denominado *Distributed Interframe Space* (DIFS) e só possam aceder ao canal caso este tenha estado livre durante todo o intervalo de observação. O protocolo utiliza dois mecanismos de acesso distintos denominados de acesso básico e mecanismo RTS/CTS (*Request-to-send/Clear-to-send*). A utilização dos mecanismos de acesso básico ou RTS/CTS depende exclusivamente do tamanho da trama de dados a transmitir. Caso o tamanho seja inferior a um determinado limite (denominado `RTS_THRESHOLD`), é utilizado o mecanismo básico. Caso contrário, é utilizado o mecanismo RTS/CTS.

Um nó acede imediatamente ao canal quando possui uma trama para transmitir e determina que o canal se encontra livre por um período igual ou superior a um intervalo de tempo DIFS, ou após um intervalo de tempo denominado *Extended Interframe Space* (EIFS) caso o evento prévio de canal ocupado seja causado pela detecção de uma trama inválida (por colisão ou por erros no nível físico). Utilizando o mecanismo de acesso básico, ilustrado na Figura 2.1, um nó (nó A) transmite unicamente a trama de dados. Quando o nó de destino (nó B) a recebe, envia uma trama de reconhecimento positivo (denominada ACK) após um intervalo de espera denominado *Short Interframe Space* (SIFS). Como o intervalo SIFS é sempre inferior ao DIFS/EIFS, nenhum nó vizinho observa o canal livre durante um período DIFS/EIFS até que a transmissão da trama ACK seja concluída. Neste mecanismo, um nó vizinho (nó C) percebe que o canal se encontra ocupado após identificar a portadora física gerada pelo nó que origina a transmissão (nó A).

O mecanismo RTS/CTS pretende resolver o problema do nó escondido representado na Figura 2.2. Este problema sucede quando dois nós se encontram a comunicar (o nó A transmite informação para o nó B) e um nó (nó C) inicia uma transmissão que irá

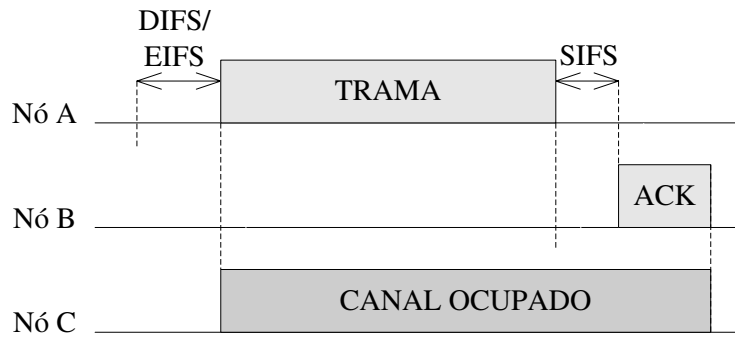


Figura 2.1: Mecanismo de acesso básico.

colidir com a transmissão previamente estabelecida. O mecanismo de acesso RTS/CTS, exemplificado na Figura 2.3, utiliza duas tramas auxiliares RTS e CTS para informar os nós vizinhos que o canal se encontra reservado. Após detectar o canal livre durante o intervalo de observação DIFS, o nó que origina a transmissão (nó A) começa por transmitir a trama RTS. Esta informa os nós vizinhos acerca do tempo de ocupação do canal. Quando o nó de destino (nó B) recebe a trama RTS, aguarda um intervalo SIFS e responde, enviando uma trama CTS que informa também os vizinhos do nó de destino acerca do tempo de ocupação do canal. Um nó vizinho do nó de origem ou do nó de destino (nó C) que receba uma das tramas RTS e/ou CTS utiliza o tempo de ocupação do canal para activar um temporizador denominado *Network Allocator Vector* (NAV), o qual inibe o acesso ao canal enquanto estiver activo. Este esquema de reserva é muitas vezes denominado mecanismo de reconhecimento de portadora virtual, pois a percepção da ocupação do canal não é baseada na identificação de uma portadora física no canal, tal como sucede no mecanismo de acesso básico. Após receber a trama CTS, o nó de origem envia a trama de dados e todo o restante processo se assemelha ao mecanismo de acesso básico.

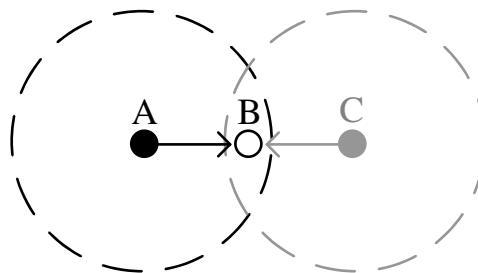


Figura 2.2: Problema do nó escondido.

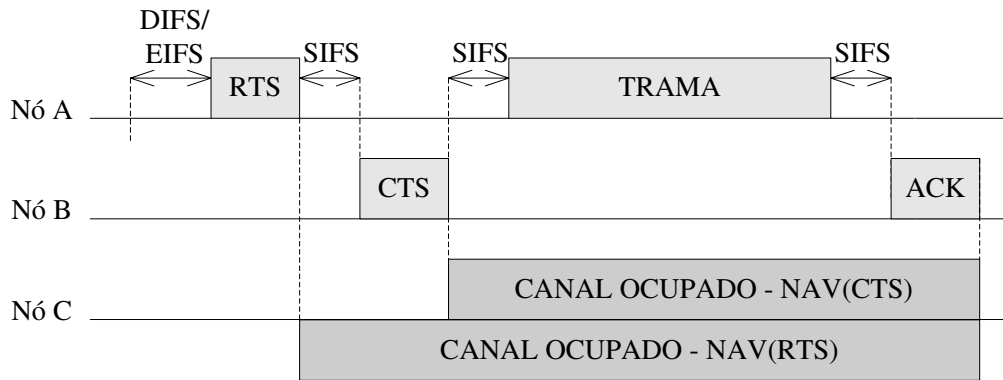


Figura 2.3: Mecanismo de acesso RTS/CTS.

Caso o canal se encontre ocupado durante o intervalo de observação DIFS/EIFS que precede qualquer um dos mecanismos de acesso, o nó já não acede ao canal de forma imediata. Neste caso, ilustrado na Figura 2.4, o nó emissor continua a observar o canal até que o encontre novamente livre por um novo intervalo de tempo DIFS. Este intervalo de espera denomina-se adiamento de acesso. Após isso, o nó inicia um mecanismo denominado *backoff* (retorno), o qual atrasa a transmissão durante um determinado intervalo de tempo aleatório. Este intervalo é denominado contenção. O atraso aleatório permite diminuir a probabilidade de colisões, pois minimiza a probabilidade de vários nós iniciarem uma transmissão no mesmo instante de tempo. Após o término do *backoff*, um nó transmite uma trama de dados ou uma trama RTS, consoante o mecanismo de acesso em uso.

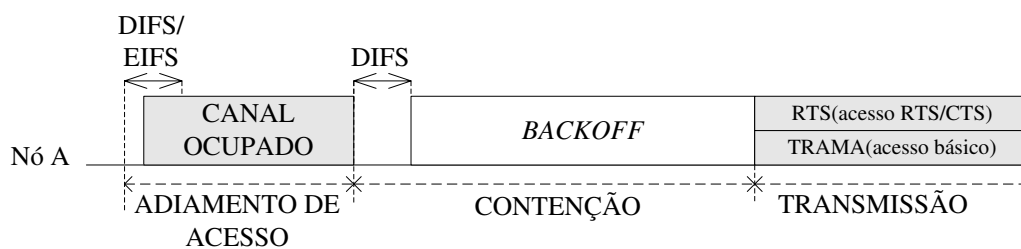


Figura 2.4: Situação em que o canal se encontra inicialmente ocupado.

O mecanismo de *backoff* consiste em gerar um período de tempo aleatório, tendo em conta a ocupação do canal. Inicialmente, o mecanismo começa por escolher aleatoriamente e de acordo com uma distribuição uniforme um inteiro contido no intervalo  $[0, W_1 - 1]$ , onde  $W_1$  representa o valor da janela de contenção. Esse inteiro é depois utilizado para iniciar um contador (contador do *backoff* - CB) que é decrementado até atingir o valor

zero, instante em que se inicia a transmissão. A norma define uma unidade temporal de monitoração do canal denominada *slot time*, que é fundamental para o funcionamento do contador. O procedimento para decrementar o contador é o seguinte: se, durante o último intervalo de tempo de monitoração (*slot time*), o canal se manteve livre, o contador é decrementado de uma unidade; se o canal não se manteve livre, o nó espera até que o canal se encontre livre e o contador só é decrementado após o canal se manter livre por um período de tempo DIFS. Quando o contador atinge o valor zero, o nó acede ao canal, transmitindo a trama de dados ou a trama RTS. No entanto, caso haja outros nós a aceder ao canal em simultâneo, haverá uma colisão entre as diversas tramas transmitidas. Quando isso sucede, um nó tenta uma nova retransmissão, aplicando inicialmente o mecanismo de *backoff* e duplicando o valor da janela de contenção (excepto na última tentativa permitida, na qual o valor da janela de contenção toma o valor da penúltima tentativa). Assumindo que um nó poderá efectuar no máximo  $m$  tentativas de transmissão, o valor da janela de contenção para a tentativa  $i$  é definido da seguinte forma:

$$W_i = \begin{cases} 2^{i-1}W_1 & 0 < i < m \\ W_{i-1} & i = m \end{cases} . \quad (2.1)$$

As  $m$  tentativas são denominadas de etapas de *backoff*. A actualização da janela de contenção segundo uma base binária justifica a razão pela qual o algoritmo de *backoff* é também denominado retorno exponencial binário (*Binary Exponential Backoff* - BEB). Um nó esgota o número máximo de retransmissões quando atinge a tentativa de retransmissão  $m$ , após a qual a trama é retirada da fila de espera de transmissão, independentemente do sucesso da tentativa (a trama é descartada).

Nos exemplos atrás apresentados, considerou-se que um nó de origem (nó A) pretende enviar uma trama para um determinado nó de destino (nó B). Este tipo de comunicação ponto-a-ponto é suportado por tramas do tipo *unicast* (trama ponto-a-ponto). No entanto, a partilha do meio por todos os nós constitui uma forte motivação para que um nó difunda uma trama para todos os seus vizinhos. Este tipo de comunicação ponto-multiponto utiliza tramas do tipo *broadcast* (difusão). As tramas *broadcast* não permitem o mecanismo de reconhecimento através da trama ACK após o seu envio. A justificá-lo está o facto de um



determinado nó ter de receber tramas ACK de todos os seus nós vizinhos, o que poderia gerar colisões. Além disso, o nó que origina a transmissão poderá não ter conhecimento do conjunto de nós vizinhos que recebem a trama. Os mecanismos de acesso básico e RTS/CTS apresentados nas Figuras 2.1 e 2.3 só se aplicam ao tipo de comunicação *unicast*. O tipo *broadcast* utiliza um esquema semelhante ao mecanismo de acesso básico, sem que, no final, seja enviada a trama de reconhecimento ACK. Não havendo reconhecimento, não faz sentido falar de retransmissões, pois um nó que envie uma trama *broadcast* não possui informação sobre se ela foi ou não recebida com sucesso. Dessa forma, o mecanismo de *backoff* aplicado às tramas de *broadcast* é constituído apenas por uma única tentativa de transmissão, aplicando o valor de janela de contenção  $W_1$ . Esta descrição aponta para diferenças significativas no que respeita à fiabilidade e tempo de contenção na transmissão deste tipo de tramas. Enquanto, por um lado, as tramas *broadcast* apresentam uma fiabilidade de transmissão muito baixa pela inexistência de retransmissões, motivada pelo desconhecimento do sucesso da transmissão, por outro lado, apresentam um tempo de contenção médio muito inferior às tramas *unicast*, devido a só utilizarem o menor valor de janela de contenção definida pela norma.

O mecanismo de *backoff* é também utilizado após o nó ter acedido ao canal, de forma a introduzir um tempo de espera aleatório entre duas transmissões, permitindo o acesso dos nós vizinhos ao canal. Para diferenciar as fases em que é aplicado o mecanismo de *backoff*, utiliza-se o termo *pre-backoff* quando o mecanismo de *backoff* é aplicado antes da transmissão da trama de dados e o termo *post-backoff* quando este é aplicado após a transmissão da trama. A Figura 2.5 exemplifica o acesso ao meio quando o canal se encontra inicialmente ocupado e se pretendem transmitir tramas *unicast*, usando os modos de acesso básico ou RTS/CTS, ou tramas *broadcast*.

Caso um nó tenha uma nova trama para transmitir antes que o mecanismo de *post-backoff* da trama anterior termine, as tramas são denominadas consecutivas, e a nova trama é transmitida (o nó tem acesso ao canal) logo que o *post-backoff* da anterior termine. Neste caso, o *pre-backoff* da nova trama coincide com o *post-backoff* da trama anterior. Caso um nó receba uma nova trama tendo a sua fila de espera vazia e, até terminar o *post-backoff* associado à transmissão dessa trama, não receba novas tramas para transmitir,

esse nó transmitirá a trama de forma isolada, sendo tal trama denominada não consecutiva. Para cada trama não consecutiva é aplicado um *pre-backoff* e um *post-backoff*, tal como se apresenta no exemplo da Figura 2.5.

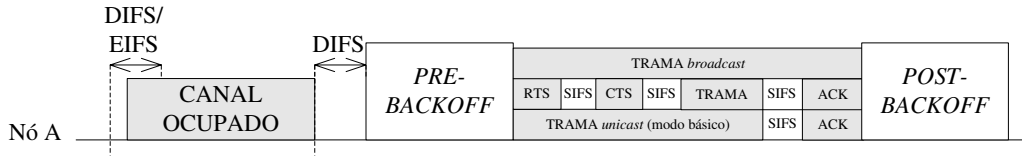


Figura 2.5: Situação em que o canal se encontra inicialmente ocupado (tramas *broadcast* e *unicast* básico e RTS/CTS).

A estrutura da trama de dados encontra-se esquematizada na Figura 2.6. Sempre que o nível rede possui um novo pacote para transmitir, este é inserido numa ou mais tramas de acordo com a bitola permitida para a norma 802.11 (2304 bytes). As tramas são depois recebidas na fila de espera do sub-nível de ligação lógica (LLC), aguardando até serem servidas pelo protocolo MAC através da função DCF. O protocolo MAC adiciona à trama em espera vinte e quatro bytes para o cabeçalho MAC, e quatro bytes reservados para o controlo de sequência de tramas (FCS). A trama é depois enviada para o nível físico, onde lhe é adicionado um preâmbulo de dezoito bytes e um cabeçalho de seis bytes dedicados à gestão do nível físico (PLC).

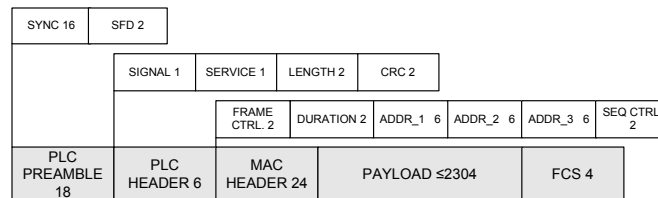


Figura 2.6: Estrutura da trama de dados.

A norma define diferentes ritmos de transmissão de dados. As tramas *broadcast* e as tramas de controlo, tais como RTS, CTS e ACK, são transmitidas a um dos ritmos definidos no conjunto de ritmos básicos (BRS). Já as tramas *unicast* são normalmente transmitidas a um ritmo superior, utilizando um dos ritmos definidos no conjunto de ritmos de dados (DRS). Embora a norma não adopte um algoritmo de selecção do ritmo de transmissão, os fabricantes optam por adaptar o ritmo dinamicamente, de acordo com a qualidade do canal físico amostrada directamente a partir do canal, ou indirectamente, a

partir do sub-nível de ligação lógica. Os trabalhos [LMT04] e [Bic05] descrevem alguns dos métodos mais utilizados para adaptação do ritmo de transmissão na norma IEEE 802.11.

## 2.3 Características de interesse na análise de desempenho

Nesta secção analisam-se algumas características da norma 802.11 que influenciam de forma significativa o seu desempenho. O trabalho apresentado em [HRBSD03] descreve uma anomalia do MAC 802.11, baseando-se no facto de este estar desenhado de forma a garantir um acesso justo (em termos de quantidade de informação transmitida) a todos os nós da rede. O trabalho conclui que nenhum nó pode ter um débito de transmissão efectivo superior ao nó que possui o menor débito de transmissão de dados. No entanto, esta conclusão só é válida em condições muito específicas. A norma define que a janela de contenção toma os mesmos valores para todos os nós, independentemente de quaisquer outros factores, tais como, o ritmo de transmissão de dados (correlacionado com a qualidade do canal), a energia do nó, a ocupação da fila de espera, etc. Na situação limite em que todos os nós da rede possuem tramas na sua fila de espera aguardando transmissão, a probabilidade de acesso ao meio tende a ser igual para todos os nós (condição válida a longo prazo). Assim, os nós que possuem ritmos de transmissão mais elevados têm um número de acessos ao meio semelhante aos nós com ritmos inferiores. No entanto, como os nós com ritmos inferiores ocupam o canal por um intervalo de tempo superior, estes condicionam o débito dos nós com ritmos de transmissão superiores. As conclusões apresentadas em [HRBSD03] só são válidas quando todos os nós possuem sempre tramas para transmitir (tráfego saturado); caso contrário, podem não condicionar o tempo de contenção dos nós vizinhos. Outra das condições que [HRBSD03] adopta é a transmissão de tramas do tipo *unicast* e a inexistência de transmissão de tramas do tipo *broadcast*. Caso seja considerada a possibilidade de um determinado nó efectuar transmissões de ambos os tipos de tramas, o nó obterá uma probabilidade média de acesso ao meio mais elevada quando transmite tramas do tipo *broadcast*. Neste cenário, as conclusões apresentadas em [HRBSD03] não podem ser aplicadas, pois a condição de a probabilidade de acesso ao meio ser semelhante para todos os nós (a longo prazo) não se verifica. Esta probabilidade depende da quantidade de tramas de cada tipo originadas por cada nó. Esta dissertação pretende caracterizar

o desempenho da rede nestes dois casos não considerados em [HRBSD03] (existência de tráfego não saturado e a possibilidade de existência de tráfego *broadcast*).

Outro dos problemas associados ao desempenho do MAC 802.11 é a fraca fiabilidade das transmissões de tramas do tipo *broadcast*. Em redes *ad hoc*, a inexistência de uma infra-estrutura de rede do tipo centralizada obriga a que todos os algoritmos da rede sejam pensados de forma distribuída. As tramas do tipo *broadcast* possuem uma importância vital para alguns desses algoritmos, pois são a base dos mecanismos de inundação da rede. A inundação é frequentemente utilizada para resolver alguns problemas intrínsecos às redes *ad hoc*, tais como, operações associadas à mobilidade dos nós, operações de sincronização entre nós ou o conhecimento da topologia da rede.

A inundação da rede consiste no envio de uma trama *broadcast*, envolvendo a sucessiva retransmissão da trama para que seja recebida por todos os nós da rede. Embora a transmissão das tramas *broadcast* seja mais imune a erros no canal por se processar geralmente a um ritmo inferior, a inexistência de um mecanismo de reconhecimento do seu sucesso diminui a sua fiabilidade. Além disso, as tramas são mais sujeitas a erros devido ao mecanismo de transmissão: primeiro, o processo de transmissão da norma 802.11 atribui uma probabilidade média de acesso ao meio mais elevada para tramas *broadcast*, o que faz com que estas apresentem uma maior probabilidade de colisão; segundo, a não utilização do mecanismo de transmissão do tipo RTS/CTS torna-as menos imunes aos efeitos causados pelos nós escondidos. Por estes motivos, quando uma rede apresenta elevado tráfego do tipo *broadcast*, quase sempre resultante de uma operação de inundação de rede, sucede um fenómeno denominado tempestade de *broadcast* (*broadcast storm*) [NTCS99]. Este fenómeno reflecte o incremento de colisões causadas por tramas *broadcast*, que, no limite, pode conduzir a rede a um estado de total inoperância, o qual constitui, paralelamente, uma forma de ataque do tipo negação de serviço.

## **2.4 Modelação - trabalho relacionado**

### **2.4.1 Introdução**

A teoria das filas de espera, abordada pela primeira vez por *A. Erlang* e aplicada posteriormente às redes de comutação de pacotes [Kle75], desenvolve modelos matemáticos

capazes de obter algumas grandezas associadas ao estado de equilíbrio das filas de espera, tais como o número médio de tramas em espera, o tempo médio na fila e a probabilidade de a fila se encontrar com um determinado número de tramas em espera, incluindo as probabilidades de a fila se encontrar cheia ou vazia. Os modelos são normalmente diferenciados através de quatro caracteres representados na forma  $a_1/a_2/a_3/a_4$ , onde  $a_1$  representa a distribuição do processo associado à entrada na fila de espera,  $a_2$  representa a distribuição do processo associado à saída (tempo de serviço),  $a_3$  representa o número de servidores que podem retirar tramas da fila de espera para transmissão e  $a_4$  representa a capacidade do sistema onde a fila de espera está incluída (normalmente é representada por  $K$  tramas e, quando não se encontra representada, assume-se um sistema com capacidade infinita).  $a_1$  e  $a_2$  são representados pelas letras D, M, G, ou E, caso se tratem respectivamente de distribuições do tipo Determinísticas, *Markov* (exponenciais ou de *Poisson*), Generalizadas (com distribuições arbitrárias) ou de *Erlang*.  $a_2$  pode ainda ser representado por GI, indicando Independência entre o tempo de serviço arbitrário (Generalizado) e os intervalos de chegada de novas tramas, ou PH, que indica uma distribuição que resulta de um sistema com um ou mais processos de *Poisson* inter-relacionados, ocorrendo em sequência ou fases (há quem denomine este tipo de distribuições de tipo-fase).

Utilizando a teoria das filas de espera [Kle75] [BGdMT98], o sub-nível MAC de um determinado nó pode ser modelado por uma fila de espera e um servidor. A fila de espera representa a estrutura de memória onde são inseridas as tramas que aguardam transmissão, enquanto que o servidor representa a operação de acesso ao meio para transmissão. A Figura 2.7 esquematiza o conceito.

As diferentes aplicações geradoras de tráfego situam-se acima do nível rede. Por questões relacionadas com a modelação, é importante distinguir os conceitos de tráfego homogéneo e heterogéneo. A condição de tráfego homogéneo implica que a quantidade de informação média gerada por todos os nós seja igual, o que não sucede na condição de tráfego heterogéneo. O sub-nível de ligação lógica disponibiliza ao sub-nível MAC o acesso à fila de espera que contém informação pronta a ser transmitida. O sub-nível MAC gere o controlo de acesso ao meio e, uma vez concedido o acesso, envia toda a informação ao nível físico responsável pela transmissão efectiva da informação.

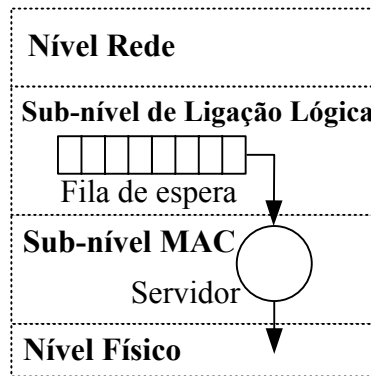


Figura 2.7: Estrutura da pilha de protocolos e posicionamento da fila de espera e do servidor que modelam o MAC.

É possível caracterizar os intervalos temporais envolvidos na tarefa de transmissão de uma trama, analisando os atrasos ocorridos nos sub-níveis de ligação lógica e MAC. Identificam-se três tipos de intervalos:

- atraso na fila de espera:

é o atraso em que uma trama incorre desde o momento em que é inserida na cauda da fila de espera até chegar à sua cabeça, instante em que a função DCF a "servirá".

- atraso de acesso ou tempo de serviço do protocolo MAC:

atraso em que incorre uma trama desde a sua chegada à cabeça da fila de espera até ser definitivamente retirada da fila. Caso seja uma trama *unicast*, esta é retirada da fila de espera quando ocorre a recepção da trama ACK ou quando é atingido o número máximo de retransmissões sem que tenha sido recebida a trama ACK (neste caso diz-se que a trama é descartada da fila de espera). No caso de uma trama *broadcast*, esta é retirada da fila de espera logo que se tenha finalizado a transmissão da trama de dados. Este atraso inclui o tempo associado ao adiamento de acesso ao meio sempre que seja não nulo (ver Figura 2.4), contenção, transmissões de nós vizinhos que ocorram no canal durante a fase de contenção, e a transmissão efectiva da trama de dados (incluindo ou não a trama de reconhecimento ACK, consoante o tipo de trama e o mecanismo de acesso ao meio utilizado). Além disso, inclui ainda todos os atrasos de propagação inerentes à transmissão das diversas tramas de controlo e de dados;

- atraso total:

é a soma do atraso na fila de espera com o tempo de serviço do protocolo MAC e exprime o tempo necessário desde o momento em que a trama é inserida na fila de espera até ao momento em que a sua transmissão efectivamente termina, ou a mesma é descartada da fila de espera por se ter atingido o limite máximo de retransmissões.

### 2.4.2 Trabalho relacionado

Apesar da dificuldade inerente à modelação do comportamento de protocolos de acesso ao meio, principalmente quando possuem uma filosofia de acesso distribuído, assistimos nos últimos anos a um grande esforço de pesquisa que conduziu à caracterização formal de alguns dos seus mecanismos de operação. A norma IEEE 802.11 tem sido alvo de diversos estudos, que se resumem nesta sub-secção.

*Bianchi* [Bia00] apresenta um modelo para o desempenho da função de coordenação distribuída. O modelo aplica-se à situação de saturação de tráfego, na qual todos os nós que constituem a rede possuem sempre uma trama de dados para transmitir. Esta situação é também considerada nos trabalhos [CGLA03] [PC03] [CL04] [MT05a] [OBP06] [DLLM06] e [WGLA04]. Utilizando uma cadeia de *Markov* para modelar o mecanismo de acesso ao meio de um nó (comportamento individual), [Bia00] define e analisa o desempenho da rede, assumindo que cada trama colide com probabilidade constante e considerando o princípio de independência entre colisões. Este trabalho tem sido alvo de várias extensões, que enriquecem o modelo original de forma a englobar mais características especificadas na norma. Enquanto que [Bia00] analisa o desempenho da norma 802.11 em termos de tramas transmitidas por unidade de tempo (débito - *throughput*), [CGLA03] analisa o desempenho da norma 802.11 em termos de atraso sentido por trama até ser transmitida. [CGLA03] começa por definir o tempo de serviço do protocolo MAC e, assumindo tráfego saturado do tipo *unicast*, analisa-o, considerando diferentes valores de janelas de contenção, um número variável de nós, tramas e tempos de *slot* com duração variável e diferentes valores para o número máximo de tentativas de transmissão. Os autores aplicam a análise a dois tipos de parametrização associados a diferentes níveis físicos, concluindo que a parametrização do nível MAC definida pela norma para o nível físico do tipo *Direct Sequence Spread Spectrum*

(DSSS) obtém um desempenho superior à parametrização definida para o nível físico do tipo *Frequency-Hopping Spread Spectrum* (FHSS). Este trabalho motiva a utilização da parametrização definida para o nível físico DSSS na validação do modelo apresentado no Capítulo 3 desta dissertação. O trabalho apresentado em [MT05a] descreve uma nova metodologia para determinação do *throughput* assumindo tráfego saturado. Nele se define o tempo médio de ciclo de transmissão, que é dado pelo intervalo de tempo em que todos os nós transmitem em média uma trama de dados com sucesso. O modelo assume que, a longo prazo, todos os nós da rede obtêm o mesmo desempenho de *throughput* (condição só válida para saturação de tráfego), independentemente das diferenças nos seus ritmos de transmissão de dados [HRBSD03]. O modelo é deduzido partindo da probabilidade de acesso ao meio definida em [Bia00] e não é válido quando se considera a coexistência de tráfego *unicast* e *broadcast*, visto que as transmissões de tramas *unicast* e *broadcast* apresentam diferentes probabilidades de acesso ao meio.

A modelação da existência de nós com tráfego não saturado é mais realista. No entanto, a complexidade da modelação aumenta consideravelmente. Os trabalhos [MT05b], [CNBT05], [MDL07], [ZF03], [CW05], [TS04], [BBA05] e [OBP07a] propõem modelos para os casos em que os nós poderão não ter tramas para transmitir durante um determinado intervalo de tempo (tráfego não saturado). O trabalho apresentado em [MT05b] utiliza dois modelos de filas de espera aplicados a dois conceitos diferentes de modelação da norma IEEE 802.11. O primeiro é baseado na visão do meio de acesso (centrado no sistema) e o segundo tem como ponto de partida a visão do nó da rede (centrado no utilizador). No primeiro caso, é utilizado um modelo de filas de espera do tipo M/G/1 que se baseia na consideração do meio de acesso como um servidor que aloca recursos aos diferentes nós, segundo uma filosofia do tipo *Round Robin*. No segundo caso, é utilizado um modelo de filas de espera do tipo G/G/1 a partir do comportamento da fila de espera de transmissão de cada um dos nós. Este trabalho ([MT05b]), que considera a transmissão de tráfego *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico, amplia o trabalho apresentado em [MT05a] e assume, tal como em [MT05a], que todos os nós transmitem uma trama com sucesso entre duas transmissões bem sucedidas de um determinado nó vizinho. No entanto, esta aproximação só é válida para valores de carga muito próximos do comporta-



mento em saturação, apresentando resultados pouco precisos num cenário de carga mais baixa. O trabalho descrito em [TS04] propõe a utilização do comprimento médio da janela de contenção como uma medida de tempo de contenção a utilizar num modelo de filas de espera do tipo  $G/G/1$ , que modela o comportamento de cada um dos nós. Esta aproximação não considera o caso em que uma trama é inserida na fila de espera vazia quando o mecanismo de *post-backoff* se encontra em execução. Nesta situação, o período de contenção médio de uma trama depende do estado do contador associado ao mecanismo de *backoff*, no instante em que a trama é inserida na fila de espera, e o tempo médio de contenção é na realidade menor do que o considerado pelos autores. Além disso, é difícil modificar o modelo de forma a englobar tramas do tipo *broadcast*, pois o mecanismo de contenção das tramas de *broadcast* utiliza uma única etapa de *backoff*, ao contrário das tramas do tipo *unicast*, onde são aplicadas múltiplas retransmissões com diferentes valores da janela de contenção associada a cada uma delas. O modelo apresentado em [CNBT05] considera a coexistência de múltiplos ritmos de transmissão de dados. Tal modelo analisa o desempenho de *throughput* e de justiça de acesso ao meio para tráfego saturado e não saturado. Embora seja proposto um modelo de filas de espera para modelar cada um dos nós, não é dada uma solução explícita para o tempo de serviço. O trabalho [MDL07] amplia o modelo apresentado em [DLLM06] de forma a modelar o comportamento para tráfego não saturado. O modelo considera tramas do tipo *unicast* de comprimento fixo, permitindo nós com diferentes ritmos de geração de tráfego (tráfego heterogéneo). O trabalho utiliza a probabilidade de transmissão de um nó para deduzir o tempo de serviço, utilizando um modelo de filas de espera que considera filas de comprimento infinito. Em [ZF03] são assumidas filas de espera finitas e propõe-se um modelo baseado no modelo de filas de espera do tipo  $M/G/1/K$ . Os autores aproximam o tempo de serviço do protocolo MAC, sem considerarem a existência do mecanismo de *post-backoff*, e assumem que existe sempre um determinado valor não nulo para a probabilidade de transmitir uma trama, mesmo que a fila de espera se encontre vazia. Este facto origina valores de probabilidade imprecisos, mas, mesmo assim, os autores concluem, através de resultados de validação, que o tempo de serviço pode ser aproximado por uma distribuição exponencial. O estudo apresentado em [CW05] admite um modelo de filas de espera do tipo  $M/G/1$ . Tendo

o trabalho [Bia00] como base, [CW05] aproxima o tempo de serviço do protocolo MAC através do número de colisões (tal como em [ZF03]), assumindo um modelo de filas de espera de comprimento infinito e considerando que o número de colisões é geometricamente distribuído de acordo com o número de etapas de *backoff*. Esta aproximação não pode ser utilizada para tramas do tipo *broadcast*, pois a distribuição geométrica não modela a única tentativa de transmissão utilizada neste tipo de tramas. Os trabalhos [CW05] e [ZF03] desprezam a existência do mecanismo de *post-backoff*.

A maioria dos trabalhos publicados assume uma rede composta por um conjunto de nós que se encontram no raio de alcance rádio dos seus vizinhos, permitindo a comunicação entre todos os nós da rede (rede de salto único). Os modelos apresentados em [DLLM06] e [BBA05] são aplicáveis a redes de múltiplos saltos. Os trabalhos definem o desempenho de *throughput*, considerando que um determinado número de nós participam no encaminhamento das tramas entre um nó de origem e um nó de destino, mas desprezam a característica mais importante das redes de múltiplos saltos: a existência de nós escondidos. [WGLA04] considera uma rede de múltiplos saltos, e o modelo apresentado analisa o desempenho de *throughput*, considerando a existência de nós escondidos. Em [WGLA04] considera-se que os nós se encontram distribuídos num plano bidimensional de acordo com uma distribuição de *Poisson*. A distribuição permite obter um valor esperado do número de nós disponíveis numa determinada área escondida (densidade de nós escondidos). O valor esperado do número de nós localizados nessa área é depois utilizado para definir a probabilidade de colisão devido à existência de nós escondidos. A transmissão de tramas do tipo *broadcast* influencia negativamente o desempenho de uma rede de múltiplos saltos, no entanto, não é considerada por nenhum dos trabalhos [DLLM06], [BBA05] e [WGLA04], que só assumem a transmissão de tramas do tipo *unicast*.

Normalmente este tipo de modelos assume um canal físico ideal (sem erros), por forma a isolar os efeitos do nível físico no comportamento do mecanismo de controlo de acesso ao meio. No entanto, quando o canal físico de um determinado sistema se encontra devidamente caracterizado, é de todo vantajoso incluir esse conhecimento no modelo global do protocolo MAC. Os trabalhos [PC03] e [AG06] apresentam modelos para o 802.11 admitindo canais não ideais. [PC03] modela a norma, assumindo tráfego saturado

utilizando canais físicos na presença de ruído, e utiliza o modelo para adaptar as taxas de transmissão de dados a utilizar por cada nó. [AG06] assume canais do tipo *Rayleigh* e o tempo de serviço tem em conta as perdas de tramas devido aos erros associados a este tipo de canal físico, as quais são deduzidas a partir do valor esperado para ocorrência de erros no canal físico.

[CL04] apresenta uma extensão ao modelo apresentado em [Bia00], a qual suporta tramas de comprimento variável. [CL04] propõe expressões para os tempos de transmissão de uma trama quando esta é bem ou mal sucedida, assumindo que os comprimentos da trama são amostrados a partir de uma dada distribuição. Os autores apresentam a validação do modelo através da análise de desempenho de *throughput*, utilizando uma distribuição geométrica para a geração do comprimento das tramas.

Todos os trabalhos anteriormente citados desprezam a transmissão de tramas do tipo *broadcast*. No entanto, o tráfego *broadcast* deve ser considerado neste tipo de modelos, pois é indutor de um número superior de colisões, visto possuir uma maior probabilidade de acesso ao meio devido à utilização da menor janela de contenção. O trabalho [CSK05] apresenta um estudo de desempenho da norma 802.11 para tramas do tipo *broadcast*. O estudo foca uma rede de múltiplos saltos e, tal como [WGLA04], considera que os nós se encontram distribuídos de acordo com uma distribuição de *Poisson*, de forma a estudar a probabilidade de colisão quando se consideram nós escondidos. [OBP06] é o primeiro trabalho a apresentar uma análise da norma 802.11, abordando a existência de transmissões de tramas de ambos os tipos (*broadcast* e *unicast*). O trabalho apresenta um modelo, baseado em [Bia00], capaz de caracterizar o desempenho de *throughput* da rede. É assumida uma rede de salto único em que todos os nós se encontram numa situação de saturação de tráfego, sendo analisado o desempenho da norma para diferentes valores de carga do tipo *unicast* e/ou *broadcast*. O trabalho identifica regiões de carga onde a transmissão de tramas do tipo *broadcast* poderá degradar, manter ou até melhorar o desempenho do protocolo. Já o trabalho [OBP07a] propõe uma solução analítica para o tempo de serviço do protocolo MAC, considerando nós não saturados com capacidade de transmitir tramas do tipo *unicast* e *broadcast*. O trabalho analisa a norma 802.11 do ponto de vista do atraso devido a diferentes cargas de tráfego dos diferentes tipos, deduzindo

a expressão para o cálculo do atraso na fila de espera, que, somado ao tempo de serviço de MAC, permite determinar o intervalo de tempo entre os instantes em que uma nova trama é inserida na fila de espera para transmissão e o instante em que a transmissão efectivamente termina. O trabalho [OBP07b] amplia a análise realizada em [OBP07a], de forma a suportar tramas de comprimento variável e ritmos de transmissão de dados distintos para as tramas do tipo *unicast* e *broadcast*.

A Tabela 2.1 resume as características dos trabalhos anteriormente citados. Tais trabalhos são caracterizados de acordo com as características que modelam, as quais são numeradas de 1 a 11, referindo-se especificamente a:

1. modelação de tráfego em situação de saturação;
2. modelação de tráfego em situação de não saturação;
3. modelação de tráfego *unicast*;
4. modelação de tráfego *broadcast*;
5. modelação do mecanismo de *post-backoff*;
6. modelação de filas de espera finitas;
7. modelação do número de retransmissões finitas;
8. modelação de tramas de comprimento variável;
9. modelo proposto para redes de salto único;
10. modelo proposto para redes de múltiplos saltos;
11. modelo que considera um canal físico não ideal.

De notar que o modelo apresentado em [OBP07b] considera um conjunto de características que o destacam como um dos modelos mais realistas entre os trabalhos citados.

Tabela 2.1: Resumo das características modeladas pelos diferentes trabalhos.

Modelo	1*	2*	3*	4*	5*	6*	7*	8*	9*	10*	11*
[AG06]	X	X	X			X	X		X		X
[BBA05]	X	X	X			X	X			X	
[Bia00]	X		X						X		
[CGLA03]	X		X						X		
[CL04]	X		X					X	X		
[CNBT05]	X	X	X		X		X		X		
[CSK05]	X			X					X		
[CW05]	X	X	X						X		
[DLLM06]	X		X		X		X			X	
[MT05a]	X		X						X		
[MT05b]	X	X	X						X		
[MDL07]	X	X	X		X		X		X		
[OBP06]	X		X	X			X		X		
[OBP07a]	X	X	X	X	X	X	X		X		
[OBP07b]	X	X	X	X	X	X	X	X	X		
[PC03]	X		X						X		X
[TS04]	X	X	X						X		
[WGLA04]	X		X							X	
[ZF03]	X	X	X			X			X		



## Capítulo 3

# Modelação do protocolo MAC IEEE 802.11 DCF

### 3.1 Introdução

O modelo apresentado neste capítulo caracteriza o controlo de acesso ao meio utilizado nas redes IEEE 802.11 e unifica os modelos apresentados em [OBP06], [OBP07a] e [OBP07b]. Partindo do trabalho apresentado em [OBP07a], o modelo pretende caracterizar o comportamento da norma IEEE 802.11 para diferentes níveis de tráfego *unicast* e *broadcast* em regimes de saturação e não saturação. Consideram-se várias características que tornam o modelo mais realista, apresentando contribuições inovadores face a trabalhos já publicados, das quais se destacam:

- assunção da existência em simultâneo de tráfego *unicast* e *broadcast*, considerando diversas características que aumentam a precisão do modelo e o tornam mais aproximado ao comportamento descrito na norma, nomeadamente:
  - a existência de *pre-backoffs* e *post-backoffs*;
  - um limite máximo de retransmissões (número finito de retransmissões);
  - a assunção de tramas de comprimento variável;
  - filas de espera com comprimento finito;
  - a assunção de diferentes ritmos de transmissão de dados;

- dedução de expressões analíticas capazes de caracterizar a probabilidade de acesso ao meio dados uma determinada distribuição de geração de tramas, o tempo de serviço do protocolo MAC para transmissão de uma trama, o atraso na fila de espera, a probabilidade de finalizar a transmissão com sucesso e a probabilidade de rejeição de uma nova trama quando a fila de espera se encontra cheia;

Dos trabalhos anteriormente citados, [OBP07a] e [OBP07b] assumem tráfego não saturado. No entanto, o trabalho de análise que apresentam foca principalmente a caracterização de desempenho do protocolo MAC em termos dos atrasos envolvidos na transmissão. A caracterização do atraso pode não ter em conta o sucesso da transmissão. Caso uma trama *unicast* atinja o máximo de tentativas de transmissão, as mesmas são contabilizadas no atraso devido às múltiplas retransmissões. No entanto, caso a trama tenha colidido na última retransmissão, o atraso não descreve essa situação. O mesmo sucede para as tramas *broadcast*, pois, embora o desempenho de atraso tenha em conta o tempo de serviço MAC necessário para a sua transmissão, este não permite concluir se a trama colidiu ou não. Assim, o atraso pode ser utilizado para definir o desempenho em termos do número de tramas retiradas da fila de espera num determinado intervalo de tempo. Mas esta métrica de avaliação não é conclusiva quanto ao sucesso da transmissão. Para colmatar este problema, este capítulo introduz uma outra métrica de desempenho relacionada com a probabilidade do sucesso de transmissão para diversas cargas de tráfego na rede, daqui em diante designada de *goodput*. O desempenho de *goodput* do protocolo MAC toma em consideração várias situações onde é passível existir insucesso ou impossibilidade de transmissão das tramas, tais como:

- tramas perdidas devido a colisões;
- retransmissões das tramas não reconhecidas pela trama ACK;
- limitação na capacidade da rede/nó, que é indirectamente representada pela probabilidade de rejeitar a entrada de novas tramas na fila de espera por esta se encontrar cheia.

Este capítulo encontra-se organizado da seguinte forma: inicialmente apresentam-se os passos teóricos para a realização das contribuições acima enumeradas, discutindo depois



a validação do modelo, recorrendo a resultados obtidos por simulação da norma IEEE 802.11b. Finalmente, analisa-se o desempenho da norma, utilizando diversos resultados numéricos obtidos com o modelo, focando as componentes de atraso e desempenho de *goodput*.

### 3.1.1 Considerações iniciais

De acordo com o exposto no Capítulo 2, um nó só tem acesso ao canal sem que sofra o período de contenção provocado pelo mecanismo de *backoff*, caso esteja a transmitir uma trama não consecutiva e o canal se encontre livre após o período de observação do meio DIFS/EIFS. No entanto, é habitual encontrar diversas realizações da norma onde o mecanismo de *backoff* é inicialmente executado, independentemente de o canal estar ou não ocupado durante o intervalo de tempo DIFS/EIFS. O modelo aqui proposto admite este cenário, que, facilitando a dedução teórica do modelo, apresenta uma aproximação que permite um compromisso aceitável entre a qualidade dos resultados e a complexidade do modelo. Esta aproximação mantém a precisão do modelo para valores de carga da rede médio/altos, situação em que a probabilidade de encontrar o meio ocupado é alta, elevando a probabilidade de execução do mecanismo de *backoff*. Para valores de carga mais baixos, a probabilidade de encontrar o canal ocupado diminui, e o tempo médio de contenção originado pelo *backoff* é desprezável face ao tempo de duração da trama, o que não compromete a precisão da aproximação. Deste modo, considera-se, no modelo aqui apresentado, que o mecanismo de *backoff* é executado sempre que:

- uma nova trama seja colocada na fila de espera e o nó encontre o canal ocupado. Neste caso, o nó utiliza o valor do CB (contador de *backoff*), se diferente de zero (situação de *post-backoff*), ou gera um novo valor para o CB, se este valer zero (situação de *pre-backoff*). Os períodos de adiamento de acesso e de contenção (apresentados na Figura 2.4 e que sucedem caso se trate de uma trama não consecutiva), são realizados pelo mecanismo de *backoff* e, deste modo, o primeiro estado de *backoff* realiza o período de adiamento e os seguintes o intervalo de contenção;
- a transmissão termine (situação do *post-backoff*). Neste caso, é gerado um novo valor do CB;

- (aproximação) uma nova trama seja colocada na fila de espera e o nó encontre o canal livre. Neste caso, é gerado um novo valor do CB.

O algoritmo de transmissão aplicado a cada trama encontra-se ilustrado na Figura 3.1. O

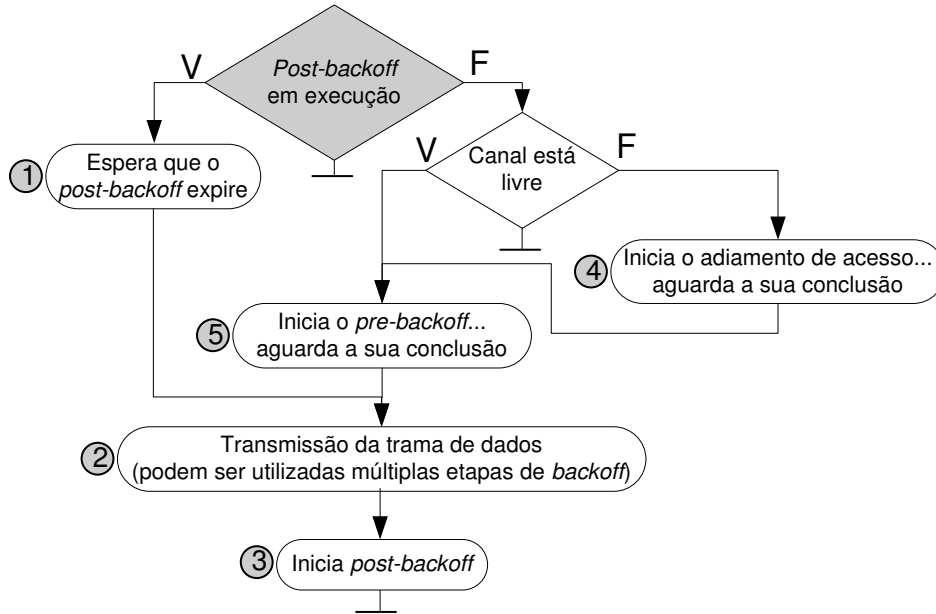


Figura 3.1: Algoritmo de transmissão de uma trama.

algoritmo é iniciado na caixa de decisão sombreada, começando por verificar o estado de execução do algoritmo de *post-backoff*. Caso este se encontre em execução quando a trama se encontra na cabeça da fila de espera, o MAC aguarda que o mecanismo de *post-backoff* termine e inicia o acesso ao meio (neste caso a execução do algoritmo utiliza os estados 1, 2 e 3). Caso o algoritmo de *post-backoff* não se encontre em execução, o algoritmo poderá entrar no estado 4 e/ou 5 que são realizados pelo mecanismo de *backoff* aplicado no *pre-backoff*. Após este expirar, a trama é transmitida, sendo depois aplicado o *post-backoff* (neste caso a execução do algoritmo utiliza os estados 4, 5, 2 e 3).

A modelação do *pre-backoff* e do *post-backoff* enriquecem a precisão do modelo, mas aumentam a sua complexidade. Enquanto que as tramas não consecutivas utilizam o *pre* e o *post-backoff*, as consecutivas só necessitam do *post-backoff*. Considerando a entrada de uma rajada de tramas consecutivas na fila de espera, o *pre-backoff* e o *post-backoff* só são aplicados à primeira trama transmitida (trama não consecutiva); as restantes só utilizam o *post-backoff*. Desta forma, o tempo de serviço do protocolo MAC é influenciado pela

distribuição da geração de tramas.

Do ponto de vista do sistema a modelar, assume-se um conjunto finito  $\mathcal{N}$  formado por  $n$  nós que constituem a rede. Considera-se um determinado raio de alcance de rádio igual para todos os  $n$  nós e assume-se que a distância entre os  $n$  nós e os seus  $n - 1$  vizinhos é inferior ou igual ao raio de alcance de rádio. Desta forma, a rede é de salto único, ou seja, todos os  $n$  nós se encontram no raio de alcance dos seus  $n - 1$  vizinhos. Neste modelo considera-se que o canal físico é ideal, o que implica a inexistência de erros de transmissão associados a erros ocorridos no nível físico. Este facto permite isolar o comportamento do sub-nível MAC dos efeitos indesejadamente provocados pelo nível físico.

A análise considera que cada nó gera tramas de acordo com uma determinada distribuição, cuja média é igual para todos os nós (tráfego homogéneo). As tramas podem ter um comprimento variável, e admite-se que todos os nós poderão transmitir tramas do tipo *broadcast* ou *unicast*, utilizando os métodos de acesso básico ou RTS/CTS. Tal como em [Bia00], considera-se que as tramas colidem com uma probabilidade que é independente do número de colisões ocorridas nas transmissões que a antecedem.

## 3.2 Modelação

### 3.2.1 Probabilidade de acesso ao meio

A cadeia de *Markov* ilustrada na Figura 3.2 modela os estados do protocolo MAC em que se pode encontrar um determinado nó. Um nó sem tramas para transmitir encontra-se inicialmente no estado  $\chi_{start}$ . O estado  $\chi_{start}$  também pode ser alcançado se a fila de espera se encontrar vazia após o período de *post-backoff*.  $p_{QNE}$  e  $p_{QE} = 1 - p_{QNE}$  representam repectivamente as probabilidades de a fila de espera conter ou não tramas aguardando transmissão. Cada nó gera tramas *broadcast* ou *unicast* com uma determinada probabilidade  $p_b$  ou  $p_u = 1 - p_b$ , respectivamente, as quais são obtidas a partir de uma dada distribuição. Os estados da cadeia de *Markov*, simbolizados por  $\chi_{i,j} : 1 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq W_i - 1$ , representam os estados do CB utilizados numa transmissão.  $j$  exprime o estado do CB na  $i$ -ésima etapa de *backoff*. Quando o CB atinge os estados  $\chi_{i,0}$ , o nó acede ao canal para transmitir uma trama. Para  $i = 1$ , o nó acede ao canal para transmitir uma trama *unicast* ou *broadcast*, pois a primeira etapa de *backoff* pode ser utilizada para transmitir

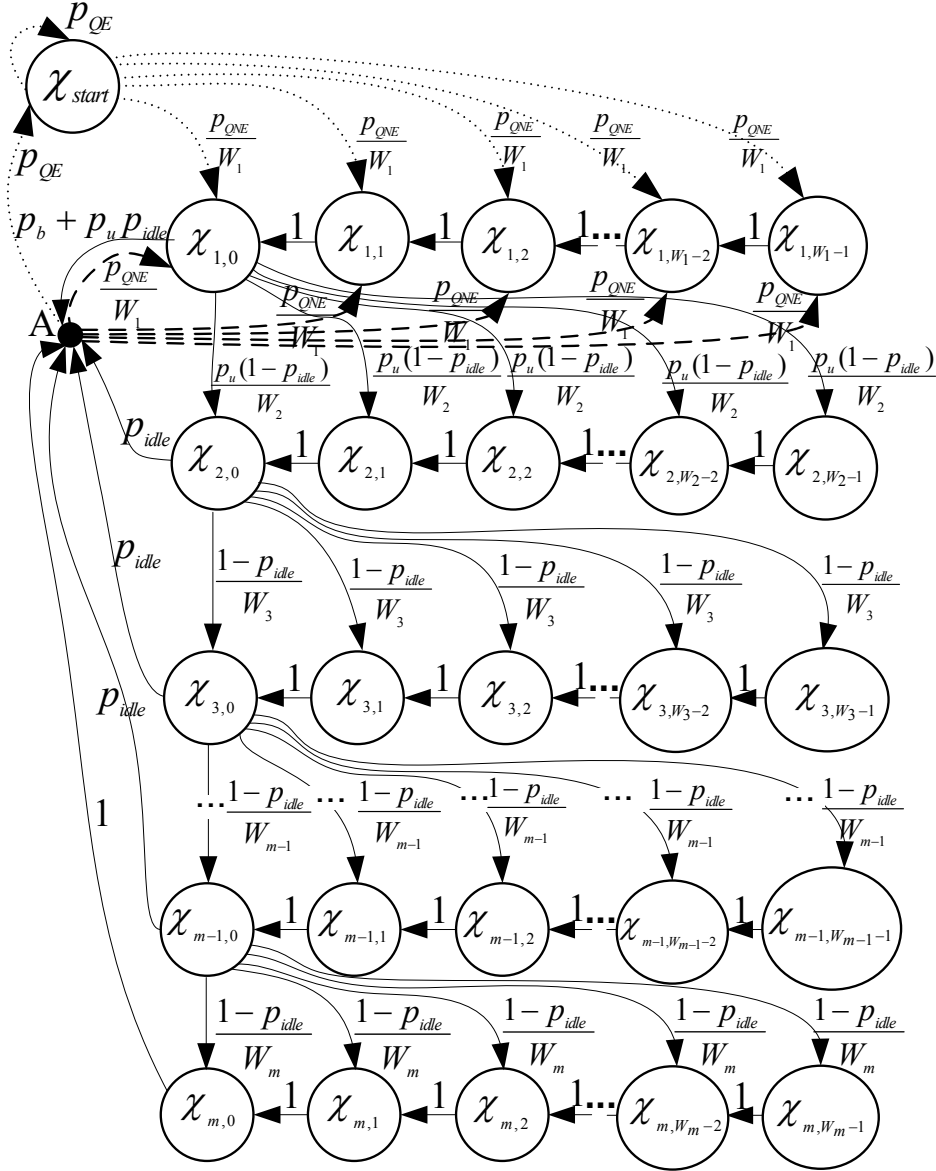
ambos os tipos de tramas. Já os estados  $\chi_{i,0} : i > 1$  só são utilizados na transmissão de tramas *unicast*, pois estes estados representam as etapas de *backoff* em que são tentadas novas retransmissões da trama. De notar que a cadeia de *Markov* considera que, no último estado da última etapa de *backoff*,  $\chi_{m,0}$ , o nó pára de tentar novas retransmissões, pois um nó abandona este estado com probabilidade 1, o que modela o número finito de possíveis retransmissões.

Uma trama é transmitida com sucesso por um nó, caso o canal se encontre livre com probabilidade  $p_{idle}$  no instante em que o nó acede ao canal, e colide com probabilidade  $1 - p_{idle}$ , caso o canal se encontre ocupado no mesmo instante.  $A$  representa o evento de terminar a transmissão de uma trama. Quando um determinado nó termina a etapa de *backoff* em que se encontra, o seu CB alcança um dos estados  $\chi_{i,0} : 1 \leq i \leq m$ , e o nó acede ao canal para tentar novas transmissões. Note-se que o evento  $A$  é sempre desencadeado no processo de transmissão de uma trama, independentemente do número de tentativas de transmissões. Após o evento  $A$  ser desencadeado, podem acontecer duas situações distintas:

- (a) caso uma nova trama se encontre em espera para transmissão, é visitado um dos estados  $\chi_{1,j} : 0 \leq j \leq W_1 - 1$ . Esta situação é representada na cadeia de *Markov* pelas linhas a tracejado;
- (b) caso a fila de espera se encontre vazia, o sistema evolui para o estado  $\chi_{start}$  e, logo que chegue uma nova trama à fila de espera, o sistema evolui para os estados  $\chi_{1,j} : 0 \leq j \leq W_1 - 1$ , situação que é representada na cadeia de *Markov* por linhas ponteadas.

Daqui em diante adoptam-se os índices ("subscript") *rts*, *bas* e *brd* para descrever diferentes parâmetros relacionados com o modo de acesso RTS/CTS em tramas *unicast*, modo de acesso básico, e tramas *broadcast*, respectivamente. Os expoentes ("superscript")  $c$  e  $s$  serão utilizados para descrever todas as grandezas associadas aos casos de colisões de tramas e de transmissão de tramas com sucesso, respectivamente.

Considerando o processo estocástico  $s(t)$ , o qual representa o estado genérico  $\chi_\alpha$  do protocolo MAC de um nó no instante de tempo  $t$ , a distribuição estacionária da cadeia de *Markov* é representada pela notação  $\Psi(\chi_\alpha) = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = \chi_\alpha\}, \chi_\alpha \in \{\chi_{start}, \chi_{i,j}\} :$

Figura 3.2: Modelo da cadeia de *Markov* para um nó.

$1 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq W_i - 1$ . A probabilidade de um nó se encontrar em regime estacionário no estado inactivo (sem tramas para transmitir) é representada por

$$\begin{aligned}\Psi(\chi_{start}) &= p_{QE}A + p_{QE}\chi_{start} \\ &= \frac{p_{QE}}{p_{QNE}}A.\end{aligned}\tag{3.1}$$

A probabilidade do nó se encontrar no estado  $\chi_{1,W_1-1}$  é dada por

$$\begin{aligned}\Psi(\chi_{1,W_1-1}) &= \frac{p_{QNE}}{W_1}\chi_{start} + \frac{p_{QNE}}{W_1}A \\ &= \frac{p_{QNE}}{W_1} \frac{p_{QE}}{p_{QNE}}A + \frac{p_{QNE}}{W_1}A = \frac{A}{W_1},\end{aligned}\tag{3.2}$$

e, da mesma forma, a probabilidade de o nó se encontrar no estado  $\chi_{1,W_1-2}$  é dada por

$$\begin{aligned}\Psi(\chi_{1,W_1-2}) &= \chi_{1,W_1-1} + \frac{p_{QNE}}{W_1}\chi_{start} + \frac{p_{QNE}}{W_1}A \\ &= 2\chi_{1,W_1-1}.\end{aligned}\tag{3.3}$$

Generalizando,

$$\Psi(\chi_{1,k}) = \frac{W_1 - k}{W_1}A\tag{3.4}$$

exprime a probabilidade de um nó se encontrar num estado  $j = k, 0 \leq k \leq W_1 - 1$  da primeira etapa ( $i = 1$ ) de *backoff*. Aplicando o mesmo raciocínio à segunda etapa de *backoff*, obtêm-se as probabilidades

$$\Psi(\chi_{2,W_2-1}) = \frac{p_u(1 - p_{idle})}{W_2}\chi_{1,0} = \frac{p_u(1 - p_{idle})}{W_2}A,\tag{3.5}$$

$$\begin{aligned}\Psi(\chi_{2,W_2-2}) &= \chi_{2,W_2-1} + \frac{p_u(1 - p_{idle})}{W_2}\chi_{1,0} \\ &= 2\frac{p_u(1 - p_{idle})}{W_2}A\end{aligned}\tag{3.6}$$

e

$$\Psi(\chi_{2,k}) = \frac{W_2 - k}{W_2} p_u (1 - p_{idle}) A, 0 < k < W_2 - 1. \quad (3.7)$$

Repetindo o mesmo procedimento para as etapas de *backoff*  $i = 3, 4, \dots, m$  e utilizando a definição do comportamento da janela de contenção do mecanismo de *backoff* apresentada em (2.1), é possível descrever a probabilidade de o nó se encontrar num determinado estado de *backoff*  $\chi_{i,j}$ :

$$\Psi(\chi_{i,j}) = \begin{cases} \frac{W_i - j}{W_i} A & i = 1, 0 \leq j \leq W_i - 1 \\ \frac{W_i - j}{W_i} p_u (1 - p_{idle})^{i-1} A & 2 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq W_i - 1 \end{cases}. \quad (3.8)$$

Impondo a condição de normalização

$$\sum_{i=1}^m \sum_{j=0}^{W_i-1} \Psi(\chi_{i,j}) + \Psi(\chi_{start}) = 1, \quad (3.9)$$

o valor da probabilidade associada ao evento  $A$  é expressa por

$$A = \left[ \frac{W_1 + 1}{2} + p_u \sum_{i=2}^m \frac{W_i}{2} (1 - p_{idle})^{i-1} + \frac{p_{QE}}{p_{QNE}} \right]^{-1}. \quad (3.10)$$

Os nós acedem efectivamente ao canal para (re)transmitirem a trama em espera quando são alcançados os estados  $\chi_{i,0} : 1 \leq i \leq m$  da cadeia de *Markov*. Para transmissões de tramas *broadcast*, só é utilizada a primeira etapa de *backoff* ( $i = 1$ ), e a probabilidade de um nó iniciar a transmissão de uma trama do tipo *broadcast* num determinado instante é representada por

$$\tau_{brd} = p_b \Psi(\chi_{1,0}) = p_b A. \quad (3.11)$$

Para transmissão de tramas *unicast*, o nó acede ao canal sempre que atinge o último estado de cada uma das  $m$  etapas de *backoff*. Dependendo das  $m - 1$  tentativas de retransmissão utilizadas, a probabilidade  $\tau_u$  de um nó aceder ao canal para transmitir uma trama do

tipo *unicast* é

$$\tau_u = p_u \Psi(\chi_{1,0}) + \sum_{i=2}^m \Psi(\chi_{i,0}) = p_u A \frac{1 - (1 - p_{idle})^m}{p_{idle}}. \quad (3.12)$$

As probabilidades  $p_{bas}$  de um nó transmitir tramas usando o mecanismo de acesso básico ou  $p_{rts}$  de transmitir utilizando o mecanismo de acesso RTS/CTS dependem do comprimento da trama. Seja  $\mathbf{L}$  uma variável aleatória que representa o número de bytes de dados úteis de uma trama, também designada de comprimento da trama, e definindo  $l_{min}$  e  $l_{max}$  como os comprimentos mínimo e máximo de dados úteis que cada trama pode conter, a função de densidade de probabilidade (fdp) da variável aleatória  $\mathbf{L}$  é definida por

$$f(l) = \begin{cases} 0, & l < l_{min} \\ \frac{dF(l)}{dl}, & l_{min} \leq l \leq l_{max} \\ 0, & l > l_{max} \end{cases}, \quad (3.13)$$

onde  $F(l)$  representa a função de distribuição da variável aleatória  $\mathbf{L}$  (note-se que  $\mathbf{L}$  é uma variável discreta, e daí  $\frac{dF(l)}{dl} = F(l+1) - F(l)$ ). Definindo  $l_{tr}$  como sendo o limiar de decisão do comprimento das tramas denominado `RTS_THRESHOLD`, a partir do qual se utiliza o mecanismo de acesso RTS/CTS em vez do mecanismo de acesso básico, a probabilidade  $p_{bas}$  de utilizar o mecanismo de acesso básico é definida por

$$p_{bas} = P\{\mathbf{L} \leq l_{tr} - 1\} = F(l_{tr} - 1) = \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} f(i), \quad (3.14)$$

enquanto que a probabilidade  $p_{rts}$  de utilizar o mecanismo de acesso RTS/CTS é definida por

$$p_{rts} = P\{\mathbf{L} > l_{tr} - 1\} = 1 - F(l_{tr} - 1) = 1 - p_{bas}. \quad (3.15)$$

As probabilidades de um nó iniciar uma transmissão de uma trama usando o mecanismo de acesso básico ou o mecanismo de acesso RTS/CTS dependem do comprimento de dados úteis contido na trama e da probabilidade de o nó enviar uma trama *unicast*, sendo



definidas respectivamente por

$$\tau_{bas} = p_{bas}\tau_u, \quad (3.16)$$

$$\tau_{rts} = p_{rts}\tau_u. \quad (3.17)$$

Genericamente, a probabilidade  $\tau$  de um nó aceder ao canal para iniciar uma transmissão de uma trama é o somatório das probabilidades de acesso ao meio para transmitir os diferentes tipos de trama

$$\tau = \tau_{brd} + \tau_{bas} + \tau_{rts} = \left( p_b + p_u \frac{1 - (1 - p_{idle})^m}{p_{idle}} \right) A. \quad (3.18)$$

Dado que se considera uma rede composta por  $n$  nós, a probabilidade  $p_{idle}$  de um nó encontrar o canal livre está directamente relacionada com o facto de nenhum dos seus  $n - 1$  nós vizinhos contidos no seu raio de alcance de rádio acederem ao canal enquanto este é monitorizado. Assim,

$$p_{idle} = (1 - \tau)^{n-1}. \quad (3.19)$$

Neste momento, dados os valores de  $p_u$  e de  $p_{QE}$ , é possível calcular numericamente o valor da probabilidade de acesso ao meio de um nó ( $\tau$ ), utilizando as equações (3.10), (3.18) e (3.19).

A Figura 3.3 apresenta várias curvas para a probabilidade  $\tau$  em função do número de nós  $n$  que constituem a rede. As curvas são obtidas para diferentes valores da probabilidade de geração de tramas *broadcast* ( $p_b$ ), considerando que a rede se encontra numa situação de saturação de tráfego onde todos os nós possuem sempre uma trama para transmitir, ou seja,  $p_{QNE} = 1$ . Quando só são transmitidas tramas *broadcast* ( $p_b = 1$ ), a probabilidade de um nó aceder ao meio não depende do número de nós da rede e tem o valor

$$\tau = \frac{2}{W_1 + 1}. \quad (3.20)$$

Este resultado está de acordo com o modelo apresentado em [Bia00] quando só é considerada a primeira etapa de *backoff*. Aumentando a probabilidade de gerar mais tráfego

do tipo *unicast*, faz com que a probabilidade de tentar novas retransmissões por trama também aumente. Quando o número de nós aumenta, a probabilidade de aceder ao meio diminui. Estando os nós em saturação, a probabilidade de o canal se encontrar ocupado aumenta com o aumento do número de nós, o que faz com que sejam utilizadas em média mais do que uma etapa de *backoff* para transmitir uma determinada trama. Para cada nova etapa de *backoff* utilizada ( $i \geq 2$ ), a janela de *backoff* é incrementada quadraticamente de acordo com a relação expressa em (2.1). Dado que o número médio de estados de *backoff* para as etapas de índice  $i$  mais alto aumenta, o tempo médio em contenção tende também a aumentar, diminuindo assim a probabilidade de acesso do nó ao meio.

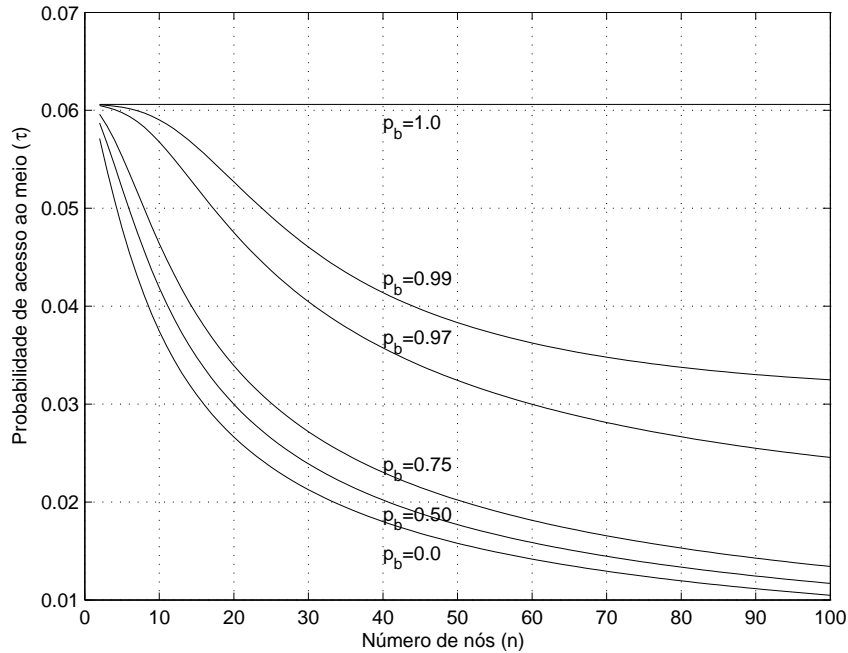


Figura 3.3: Resultados numéricos da probabilidade de acesso ao meio ( $\tau$ ), considerando a situação de tráfego saturado ( $p_{QE} = 0$ ).

A Figura 3.4 apresenta resultados numéricos da probabilidade de transmitir uma trama com sucesso para o caso de tramas *unicast* e *broadcast*, variando o número de nós da rede e a quantidade de tráfego do tipo *broadcast*(*unicast*). Dado que um nó transmite uma trama *broadcast*, o sucesso da transmissão depende unicamente de o canal se encontrar livre quando se inicia a transmissão da trama. Assim, a probabilidade de sucesso de uma trama *broadcast* é obtida directamente através de  $p_{idle}$ . Para as transmissões de tramas

do tipo *unicast*, o processo de transmissão atinge o sucesso se o canal se encontrar livre numa das  $m$  possíveis tentativas de transmissão da trama. Consequentemente, as curvas que representam o sucesso para as tramas *unicast* são obtidas através da solução numérica da probabilidade  $1 - (1 - p_{idle})^m$  (estas curvas são traçadas para diferentes valores de probabilidade  $p_b = 1 - p_u$  de gerar tramas *broadcast/unicast*, e encontram-se representadas pelas linhas a tracejado). Como se observa, a probabilidade de sucesso é superior para as tramas do tipo *unicast*. Isto é explicado pelo mecanismo de retransmissão só aplicado a tramas do tipo *unicast*. Quando coexiste a transmissão dos dois tipos de tramas na rede ( $0 < p_b < 1$ ), constata-se que o aumento da carga do tráfego do tipo *broadcast* ( $p_b$ ) diminui sempre a probabilidade de sucesso de transmissão de qualquer um dos tipos de tramas. Esta constatação deve-se ao facto de o tráfego *broadcast* ter uma probabilidade de acesso ao meio superior à do tráfego *unicast* (tal como se encontra ilustrado na Figura 3.3), o que origina mais colisões, particularmente quando o número de nós da rede se torna mais elevado.

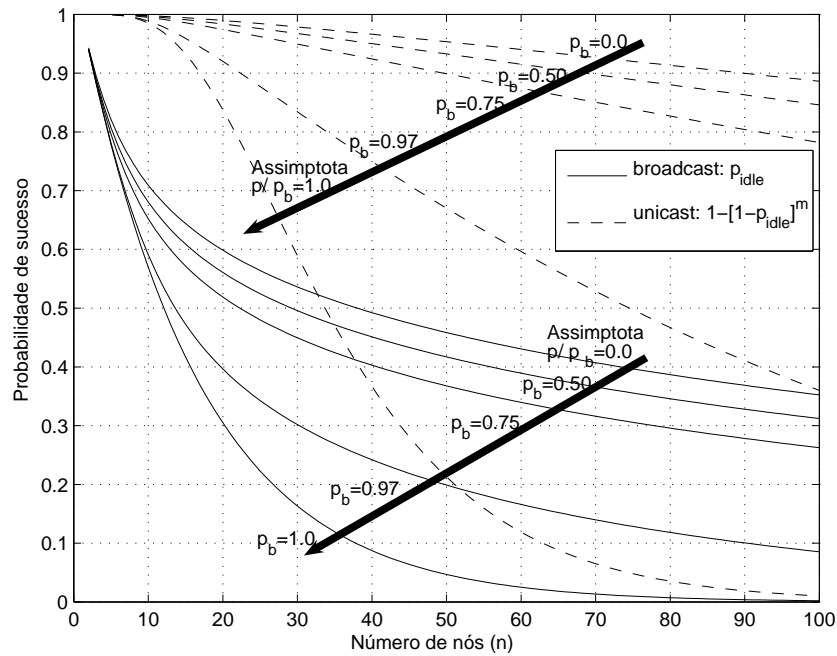


Figura 3.4: Probabilidade de sucesso no processo de transmissão de tramas *broadcast* e *unicast*, considerando a situação de tráfego saturado ( $p_{QE} = 0$ ).

### 3.2.2 Valor esperado da duração de um estado de *backoff*

O período de contenção que antecede a transmissão é um intervalo de espera obtido através do número de estados de *backoff* inicialmente gerados a partir da janela de contenção. O número de estados de *backoff* é posteriormente carregado no CB, sendo decrementado conforme os eventos detectados no meio. Desta forma, o valor esperado da duração de cada um dos estados de *backoff* depende também dos eventos detectados no meio. Nesta subsecção caracterizam-se os diferentes eventos que podem suceder no canal e que influenciam a duração do estado de *backoff*, tais como a transmissão de uma trama com sucesso, a colisão entre tramas, e a situação em que o canal se encontra livre.

Os estados  $\chi_{i,j}$  do CB com valores de  $j$  não nulos (estados  $\chi_{i,j} : 1 \leq i \leq m, 1 \leq j \leq W_i - 1$ ) representam os estados responsáveis pela realização do período de contenção onde os nós só observam o canal. Se o canal se encontra livre, a duração do estado de *backoff* é simplesmente a duração do intervalo definido pela norma [ANS99] para o intervalo de monitoração do canal (*slot time*). Mas, se o canal se encontrar ocupado devido a haver outros nós a transmitir, a duração do estado de *backoff* ( $T_x$ ) inclui todas as componentes temporais de ocupação do canal devida à transmissão de um nó vizinho (descritas no Capítulo 2) até que o canal fique novamente livre.

Caso o canal esteja ocupado no início de um estado de *backoff* devido a uma transmissão realizada com sucesso por um dos seus nós vizinhos, o tempo médio de espera nesse estado,  $\Gamma$ , depende do tipo de trama que o seu vizinho transmite. As durações do intervalo médio de espera para transmissões de tramas *unicast* utilizando os mecanismos RTS/CTS e básico, e para tramas *broadcast* são especificadas na norma, sendo dadas respectivamente por

$$\Gamma_{rts}^s = \frac{E_{rts}[l]}{R_{dat}} + RTS + CTS + 3SIFS + DIFS + ACK + 4\delta + \phi \quad (3.21)$$

$$\Gamma_{bas}^s = \frac{E_{bas}[l]}{R_{dat}} + SIFS + DIFS + ACK + 2\delta + \phi \quad (3.22)$$

$$\Gamma_{brd}^s = \frac{E_{brd}[l]}{R_{bas}} + DIFS + \delta + \phi. \quad (3.23)$$

Em (3.21), (3.22) e (3.23), a constante  $\delta$  representa o atraso de propagação,  $R_{bas}$  e  $R_{dat}$  denotam os ritmos de transmissão escolhidos a partir dos conjuntos de ritmos básicos

(BRS) e de dados (DRS), respectivamente. A ocupação do meio devido à transmissão do preâmbulo e cabeçalho do nível físico, controlo de sequência de tramas (FCS) e do cabeçalho MAC é representado pelo parâmetro  $\phi$ . Como são consideradas tramas de comprimento variável, o valor esperado do comprimento (em bytes) dos três tipos de tramas diferentes é representado por

$$E_{brd}[l] = \sum_{k=l_{min}}^{l_{max}} kf(k), \quad (3.24)$$

$$E_{bas}[l] = \sum_{k=l_{min}}^{l_{tr}-1} kf(k), \quad (3.25)$$

$$E_{rts}[l] = \sum_{k=l_{tr}}^{l_{max}} kf(k). \quad (3.26)$$

Os restantes parâmetros das expressões (3.21), (3.22) e (3.23) encontram-se definidos na norma [ANS99].

A restante exposição contida nesta sub-secção analisa o valor do tempo esperado da duração dos estados de *backoff*. Para definir as probabilidades de transmissões com sucesso ou colisões ocorridas no canal, recorre-se ao teorema de *Bayes*, identificando todos os eventos que as caracterizam. Utilizando o teorema, a probabilidade de existirem transmissões com sucesso no meio ( $P^s$ ) é descrita por

$$P^s = P(s|_{bas})P(bas) + P(s|_{rts})P(rts) + P(s|_{brd})P(brd), \quad (3.27)$$

onde  $P(bas)$ ,  $P(rts)$  e  $P(brd)$  representam as probabilidades de observar uma transmissão de tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico, RTS, ou *broadcast*, respectivamente. Da mesma forma, a probabilidade de serem observadas colisões entre tramas ( $P^c$ ) é descrita por

$$\begin{aligned} P^c = & P(c|_{bas})P(bas) + P(c|_{rts})P(rts) + P(c|_{brd})P(brd) + P(c|_{brd\_rts})P(brd\_rts) + \\ & P(c|_{bas\_rts})P(bas\_rts) + P(c|_{brd\_bas})P(brd\_bas) + P(c|_{brd\_bas\_rts})P(brd\_bas\_rts), \end{aligned} \quad (3.28)$$

onde  $P(brd\_rts)$ ,  $P(bas\_rts)$ ,  $P(brd\_bas)$  e  $P(brd\_bas\_rts)$  são, respectivamente, as probabilidades de observar transmissões simultâneas de tramas do tipo *broadcast* e RTS; *unicast* utilizando

o mecanismo de acesso básico e RTS; *broadcast* e *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico; e *broadcast* e *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico e RTS. De seguida, analisam-se os tempos esperados da duração dos estados de *backoff* de forma isolada, definindo o valor esperado para cada uma das várias parcelas de (3.27) e (3.28).

Considerando uma rede constituída por  $n$  nós, admite-se nesta secção que só existem  $v$  ( $0 < v \leq n$ ) nós que possuem tramas para transmitir (os restantes nós encontram-se com a fila de espera vazia). O valor esperado do tempo de espera no estado de *backoff* devido à ocupação do meio por transmissões com sucesso (efectuadas por nós vizinhos), é também determinado recorrendo ao teorema de Bayes, usando as probabilidades de acesso ao meio para transmitir cada um dos tipos de trama, ou seja,

$$T_{bas}^s(v) = P(s|bas)P(bas)\Gamma_{bas}^s = (v-1) \tau_{bas} (1-\tau)^{v-2} \Gamma_{bas}^s, \quad (3.29)$$

$$T_{rts}^s(v) = P(s|rts)P(rts)\Gamma_{rts}^s = (v-1) \tau_{rts} (1-\tau)^{v-2} \Gamma_{rts}^s, \quad (3.30)$$

$$T_{brd}^s(v) = P(s|brd)P(brd)\Gamma_{brd}^s = (v-1) \tau_{brd} (1-\tau)^{v-2} \Gamma_{brd}^s. \quad (3.31)$$

Nas expressões (3.29), (3.30) e (3.31), a probabilidade de transmitir com sucesso cada um dos tipos de tramas é expressa por  $(v-1) \tau_{bas} (1-\tau)^{v-2}$ ,  $(v-1) \tau_{rts} (1-\tau)^{v-2}$  e  $(v-1) \tau_{brd} (1-\tau)^{v-2}$ , respectivamente.

Caso o canal se encontre ocupado no início de um estado de *backoff* devido a múltiplas transmissões no meio, o tempo de espera irá depender do tipo de tramas envolvidas na colisão. Caracterizam-se de seguida todas as combinações de colisões que poderão suceder:

1. Supondo que só são transmitidas tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso RTS/CTS, as colisões são, neste caso, entre tramas do tipo RTS, pois estas são transmitidas antes da trama de dados. O tempo médio de espera devido a este caso ( $\Gamma_{rts}^c$ ) é função do comprimento da trama RTS e da duração do intervalo EIFS definido na norma, durante o qual nenhum dos nós deverá ter acesso ao meio, ou seja,

$$\Gamma_{rts}^c = RTS + \Gamma^c + \phi, \quad (3.32)$$

onde  $\Gamma^c = EIFS + \delta$ . Desta forma, o valor esperado do tempo médio de espera no estado de *backoff* devido à colisão de tramas *unicast* utilizando o mecanismo de

acesso RTS/CTS é caracterizado por

$$T_{rts}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=2}^{v-1} \binom{v-1}{k} \tau_{rts}^k (1-\tau)^{v-1-k} \Gamma_{rts}^c & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases}, \quad (3.33)$$

onde o somatório  $\sum_{k=2}^{v-1} \binom{v-1}{k} \tau_{rts}^k (1-\tau)^{v-1-k}$  representa a probabilidade de colisão entre tramas RTS.

2. Quando as colisões observadas no meio são resultantes de múltiplas transmissões de tramas *broadcast* ou de tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico, a duração da colisão é limitada pela trama que possui o maior comprimento. Assumindo que são transmitidas  $k > 1$  tramas, o valor esperado da trama de *broadcast* com o maior comprimento é dado por

$$E_{brd}^{max}[l|k] = \sum_{i=l_{min}}^{l_{max}} i \left[ F(i)^k - F(i-1)^k \right], \quad (3.34)$$

onde  $F$  representa a função de distribuição do comprimento da trama. A demonstração desta expressão encontra-se detalhada no anexo A.1. Da mesma forma, dado que são geradas  $k$  tramas *unicast* para serem transmitidas utilizando o mecanismo de acesso básico, o valor esperado da trama com maior comprimento é expressa por

$$E_{bas}^{max}[l|k] = \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \frac{F(i)^k - F(i-1)^k}{F(l_{tr}-1)^k}. \quad (3.35)$$

O tempo médio de espera de um nó, devido a existirem  $k$  vizinhos a transmitir em simultâneo tramas do tipo *broadcast*, é descrito por

$$\Gamma_{brd}^c(k) = \frac{E_{brd}^{max}[l|k]}{R_{bas}} + \Gamma^c + \phi, \quad (3.36)$$

e, quando o mesmo sucede para tramas do tipo *unicast* transmitidas utilizando o

mecanismo de acesso básico, o tempo de espera é

$$\Gamma_{bas}^c(k) = \frac{E_{bas}^{max}[l|k]}{R_{dat}} + \Gamma^c + \phi. \quad (3.37)$$

O valor esperado do tempo médio de contenção, devido a só haver tramas *broadcast* ou tramas *unicast* envolvidas numa colisão e  $v$  nós activos (com tramas aguardando transmissão), é descrito respectivamente por

$$T_{brd}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=2}^{v-1} \binom{v-1}{k} \tau_{brd}^k (1-\tau)^{v-1-k} \Gamma_{brd}^c(k) & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases}, \quad (3.38)$$

e

$$T_{bas}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=2}^{v-1} \binom{v-1}{k} \tau_{bas}^k (1-\tau)^{v-1-k} \Gamma_{bas}^c(k) & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases}. \quad (3.39)$$

3. Quando os nós vizinhos começam a transmitir no mesmo instante tramas de diferentes tipos, o tempo de contenção devido à colisão é função do tipo das tramas envolvidas na colisão. Desse modo, caracterizam-se três casos distintos:

- (a) havendo uma colisão entre tramas *broadcast* e *unicast* transmitidas utilizando o mecanismo de acesso ao meio RTS/CTS ( $P_{(brd.rts)}$ ), a duração da colisão é determinada pela trama de *broadcast* com o maior comprimento. Como as tramas *broadcast* colidem com tramas RTS, e como a duração da trama *broadcast*, mesmo não contendo dados úteis, é sempre superior à trama RTS [ANS00], o tempo de duração da colisão será determinado pela trama de *broadcast* que possui o maior comprimento;
- (b) havendo uma colisão entre tramas *unicast* transmitidas através dos mecanismos de acesso básico e do mecanismo de acesso RTS/CTS ( $P_{(bas.rts)}$ ), a duração do período de contenção de um nó devido à ocupação do meio por uma colisão é determinada pela maior das tramas transmitida através do mecanismo básico. Tal como foi explicado em (a), as tramas RTS possuem sempre um comprimento



inferior às tramas de dados transmitidas utilizando o mecanismo de acesso básico. Assim, sempre que existem colisões entre este tipo de tramas, o tempo de ocupação do canal é determinado pela maior trama de dados;

- (c) havendo uma colisão entre os três tipos de tramas (*unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico, *unicast* utilizando o mecanismo de acesso RTS, ou *broadcast* -  $P(brd\_bas\_rts)$ ), a duração da colisão é determinada pela trama *broadcast* ou *unicast* transmitida através do mecanismo de acesso básico que possui a maior duração.

Quando  $v$  nós possuem tramas para transmitir, um nó que esteja em contenção observa o acesso ao canal dos seus  $v - 1$  vizinhos. Considerando que um nó tem de observar 2 ou mais vizinhos a transmitir tramas em simultâneo no caso de existirem tramas a colidir, a probabilidade de o nó observar tramas *broadcast* a colidirem com tramas *unicast* transmitidas utilizando o mecanismo RTS/CTS é dada por  $\sum_{k=1}^{v-2} \left[ \binom{v-1}{k} \tau_{brd}^k \sum_{i=1}^{v-1-k} \binom{v-1-k}{i} \tau_{rts}^i (1-\tau)^{v-1-k-i} \right]$ . Esta probabilidade toma em consideração que  $k \geq 1$  nós se encontram a transmitir tramas *broadcast* com probabilidade  $\tau_{brd}$ , que  $i \geq 1$  nós se encontram a transmitir tramas *unicast* transmitidas utilizando o mecanismo RTS/CTS com probabilidade  $\tau_{rts}$ , e que os restantes  $v - 1 - k - i$  nós não se encontram a transmitir. O valor esperado do tempo de contenção devido às colisões entre tramas *broadcast* e tramas *unicast* transmitidas utilizando o mecanismo RTS/CTS é dado por

$$T_{brd\_rts}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=1}^{v-2} \left[ \binom{v-1}{k} \tau_{brd}^k \sum_{i=1}^{v-1-k} \binom{v-1-k}{i} \tau_{rts}^i (1-\tau)^{v-1-k-i} \Gamma_{brd}^c(k) \right] & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases} \quad (3.40)$$

Seguindo o mesmo raciocínio apresentado na expressão (3.40), o valor esperado do tempo de contenção devido às colisões entre tramas *unicast* utilizando o mecanismo

básico e utilizando o mecanismo RTS/CTS é definido por

$$T_{bas\_rts}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=1}^{v-2} \left[ \binom{v-1}{k} \tau_{bas}^k \sum_{i=1}^{v-1-k} \binom{v-1-k}{i} \tau_{rts}^i (1-\tau)^{v-1-k-i} \Gamma_{bas}^c(k) \right] & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases} \quad (3.41)$$

Representando o número de nós vizinhos com transmissões de tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico por  $k_{bas}$  e o número de tramas do tipo *broadcast* por  $k_{brd}$ , o valor esperado da duração de uma colisão entre estes dois tipos de tramas é dado por

$$E_{brd\_bas}^{max}[l|(k_{brd} \wedge k_{bas})] = \sum_{i=l_{tr}}^{l_{max}} i \left[ F_{brd}(i)^{k_{brd}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} \right] + \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \left[ \frac{F_{brd}(i)^{k_{brd}} F_{bas}(i)^{k_{bas}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} F_{bas}(i-1)^{k_{bas}}}{F_{bas}(l_{tr}-1)^{k_{bas}}} \right], \quad (3.42)$$

onde  $F_{brd}$  e  $F_{bas}$  representam as funções de distribuição da duração das tramas *broadcast* e *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico. O tempo médio de contenção devido a colisões entre tramas *broadcast* e tramas *unicast* transmitidas através do mecanismo de acesso básico é representado por

$$\Gamma_{brd\_bas}^c(k_{brd}, k_{bas}) = E_{brd\_bas}^{max}[l|(n_{brd} \wedge n_{bas})] + \Gamma^c + \phi. \quad (3.43)$$

Novamente, tal como em (3.40) e (3.41), o valor esperado do tempo médio de contenção de uma colisão envolvendo  $v$  nós transmitindo tramas *broadcast*, tramas *unicast* transmitidas com o mecanismo de acesso básico, e tramas *unicast* transmitidas com o mecanismo de acesso RTS/CTS é representado por

$$T_{brd\_bas}^c(v) = \begin{cases} \sum_{k=1}^{v-2} \left[ \binom{v-1}{k} \tau_{brd}^k \sum_{i=1}^{v-1-k} \binom{v-1-k}{i} \tau_{bas}^i (1-\tau)^{v-1-k-i} \Gamma_{brd\_bas}^c(k, i) \right] & v > 2 \\ 0 & v \leq 2 \end{cases} \quad (3.44)$$

Caso o canal esteja livre durante todo o estado de *backoff*, o tempo de contenção equivale ao tempo de monitoração do canal dado pelo *slot time* e representado por  $\sigma$ . Para determinar o valor esperado do tempo de duração médio do estado de *backoff* ( $T_x$ ), têm de se ter em conta todos os casos relacionados com as transmissões com sucesso ocorridas no canal, os vários casos de transmissões sem sucesso devido a colisões e os estados em que o canal se encontra livre. Considerando novamente uma rede onde existem  $n$  nós e assumindo as diferentes probabilidades de ter  $k$  nós possuindo tramas para transmitir ( $p_{QE} \neq 0$ ), o valor esperado da duração média de um estado de *backoff* é dado por

$$T_x(n) = \sum_{k=1}^n \binom{n-1}{k-1} p_{QNE}^{k-1} p_{QE}^{n-k} \left[ (1-\tau)^{k-1} \sigma + T_{bas}^s(k) + T_{rts}^s(k) + T_{brd}^s(k) + T_{bas}^c(k) + T_{rts}^c(k) + T_{brd}^c(k) + T_{brd\_rts}^c(k) + T_{bas\_rts}^c(k) + T_{brd\_bas}^c(k) \right]. \quad (3.45)$$

### 3.2.3 Tempo de serviço do protocolo MAC

O valor esperado do tempo de espera na primeira etapa de *backoff* é a soma do valor esperado para cada estado de *backoff* ponderado pela probabilidade de estar em cada um dos estados. Para a primeira etapa de *backoff*, a qual possui  $W_1$  estados diferentes que são seleccionados com uma distribuição uniforme, o valor esperado do tempo de espera é dado por

$$T_{C_1}(n) = \sum_{k=0}^{W_1-1} \frac{k}{W_1} T_x(n) = \frac{W_1-1}{2} T_x(n). \quad (3.46)$$

O valor esperado do tempo representado em (3.46) existe para ambas as transmissões de tramas do tipo *broadcast* e *unicast*. Quando se consideram tramas do tipo *unicast*, podem ser utilizadas várias etapas de *backoff* para as distintas retransmissões da mesma trama. O tempo médio de espera nas outras etapas de *backoff* ( $i > 1$ ) só é associado à transmissão de tramas *unicast* e inclui o tempo efectivo de ocupação do canal devido à retransmissão da trama em cada uma das etapas

$$T_{C_r}(n) = \sum_{i=2}^m (1 - p_{idle})^{i-1} \left( \frac{W_i-1}{2} T_x(n) + p_{bas} \Gamma_{bas}^s + p_{rts} \Gamma_{rts}^s \right). \quad (3.47)$$

Os tempos médios da duração de cada etapa de *backoff* (3.47) para  $i = 2, 3, \dots, m$  são ponderados pela probabilidade  $1 - p_{idle}$ , pois, para retransmitir a trama numa nova etapa

de *backoff*, é necessário que, pelo menos, um dos  $n - 1$  vizinhos inicie simultaneamente uma transmissão por forma a originar uma colisão.

As equações (3.46) e (3.47) são utilizadas para definir o valor esperado do tempo de serviço do protocolo MAC. O tempo de serviço é a quantidade de tempo que o MAC efectivamente necessita para transmitir a trama. Este inclui as componentes de contenção devido ao *pre-backoff* e ao *post-backoff* e todo o tempo de acesso ao meio em todas as tentativas de transmissão de uma trama. Para a transmissão de uma trama *broadcast*, o tempo de serviço médio é representado por

$$T_{S_b}(n) = T_{pre\_b}(n) + \Gamma_{brd}^s + T_{pos\_b}(n), \quad (3.48)$$

enquanto que, para as transmissões de tramas do tipo *unicast*, o tempo de serviço médio é dado por

$$T_{S_u}(n) = T_{pre\_u}(n) + p_{bas}\Gamma_{bas}^s + p_{rts}\Gamma_{rts}^s + T_{pos\_u}(n). \quad (3.49)$$

$T_{pre\_b}(n)$  e  $T_{pos\_b}(n)$  em (3.48) representam os tempos médios na contenção do *pre-backoff* e do *post-backoff* aplicados à transmissão de uma trama *broadcast*.  $T_{pre\_u}(n)$  e  $T_{pos\_u}(n)$  utilizados em (3.49) representam os valores esperados do tempo de contenção no *pre-backoff* e no *post-backoff* associados à transmissão de uma trama *unicast*. Estes valores esperados são dados por

$$T_{pre\_b}(n) = p_{QE} [DIFS + T_{C_1}(n)], \quad (3.50)$$

$$T_{pos\_b}(n) = T_{C_1}(n), \quad (3.51)$$

$$T_{pre\_u}(n) = p_{QE} [DIFS + T_{C_1}(n) + T_{C_r}(n)], \quad (3.52)$$

$$T_{pos\_u}(n) = T_{C_1}(n) + (1 - p_{QE})T_{C_r}(n). \quad (3.53)$$

Enquanto que  $T_{pos\_b}$  e  $T_{pos\_u}$  representam quantidades de tempo não nulas, os tempos representados por  $T_{pre\_b}(n)$  e  $T_{pre\_u}(n)$  podem ser nulos, caso o nó se encontre numa situação de saturação ( $p_{QE} = 0$ ) e a transmissão de tramas consecutivas faça com que haja a aplicação de um só *backoff*. Para tramas *unicast*, o intervalo de tempo de *post-backoff*

( $T_{pos\_u}(n)$ ) é, no mínimo, o tempo de espera na primeira etapa de *post-backoff* ( $T_{C_1}(n)$ ), tal como sucede para as tramas *broadcast* ( $T_{pos\_b}(n)$ ), pois a primeira etapa existe sempre, independentemente do facto de um nó possuir ou não outras tramas em espera para transmissão. Caso existam tramas para transmitir, estas podem sofrer retransmissões, utilizando mais etapas de *backoff*, o que é representado pela probabilidade  $(1 - p_{QE})$  na equação (3.53). Finalmente, o tempo de serviço médio por trama é dado por

$$T_S = p_b T_{S_b}(n) + (1 - p_b) T_{S_u}(n). \quad (3.54)$$

Note-se que, neste momento, ainda não é possível obter uma solução de  $T_S$ , pois ainda há uma dependência não calculada de a probabilidade de a fila de espera estar vazia ( $P_{QE}$ ), a qual é função de  $T_S$ .

### 3.2.4 Tempo de atraso na fila de espera

Nesta secção recorre-se à teoria das filas de espera para caracterizar formalmente o tempo médio de atraso na fila de espera quando esta se encontra num estado de equilíbrio. Embora não existam muitos estudos aplicando a teoria das filas de espera à norma IEEE 802.11, os existentes categorizam-se pela utilização de um dos quatro tipos de modelos seguintes:

- M/G/1 [MT05b], [CW05], [ZF03] (considera filas finitas, ou seja considera um modelo do tipo M/G/1/K);
- G/G/1 [MT05b], [TS04];
- M/MMGI/1/K [OM04];
- M/M/1/K [PPJ05] [ZKF04].

A distribuição da entrada de tramas na fila utilizada nestes trabalhos é, normalmente, exponencial (M) ou generalizada (G) e depende do tipo de gerador de tramas que se utilize. Já a distribuição do processo de saída da fila de espera é, na realidade, a distribuição do tempo de serviço do protocolo MAC. Nos quatro tipos de modelos acima enumerados, são utilizadas distribuições do tempo de serviço do tipo generalizadas (G), exponenciais

(M) ou do tipo PH (MMGI). Tal como foi descrito na sub-secção de trabalho relacionado no Capítulo 2, a utilização de uma distribuição generalizada para o tempo de serviço, proposta em [MT05b], [CW05], [ZF03], [MT05b] e [TS04], é normalmente baseada numa aproximação do número médio de colisões ou do tamanho médio da janela de contenção. Mas os trabalhos que assumem modelos de distribuição generalizada só consideram a existência de tráfego do tipo *unicast*. Considerando a existência de tráfego *broadcast*, quer o número médio de colisões, quer o tamanho médio da janela de contenção dependem das quantidades de tráfego *broadcast/unicast* gerados (só são constantes para um dado valor de  $p_u$ ) e, neste caso, a caracterização formal da distribuição generalizada não é óbvia. Da mesma forma, a distribuição MMGI (do tipo-fase), considerada no modelo de filas de espera apresentado em [OM04], define o tempo de serviço através do tamanho médio da janela de contenção e só considera tráfego do tipo *unicast* RTS/CTS. [ZKF04] utiliza um modelo de fila de espera onde se admite que a distribuição do tempo de serviço é exponencial (M). Através de simulações, [ZKF04] obtém diferentes distribuições do tempo de serviço, variando o número de nós e a probabilidade de colisão. [ZKF04] compara depois as distribuições do tempo de serviço obtidas nas simulações com distribuições do tipo exponenciais, gama, log-normal e *Erlang*, de modo a observar quais as que mais se aproximam. Embora os autores só tenham utilizado tráfego *unicast*, observa-se que a distribuição exponencial se aproxima da distribuição obtida através das simulações. Também [Sit05] propõe, como hipótese, que o tempo de serviço do protocolo MAC poderá ser aproximado através de uma distribuição exponencial. Este trabalho utiliza o método de *Chen-Stein* para concluir formalmente que a distância entre a distribuição do tempo de serviço da fila de espera e uma dada distribuição exponencial é limitada. [Sit05] conclui que a distribuição do tempo de serviço pode ser aproximada por uma distribuição exponencial, apresentando boa precisão quando a rede se encontra a funcionar em zonas próximas da saturação e com valores de probabilidade de colisão mais altos.

Nesta secção adopta-se um modelo de filas de espera, considerando filas com capacidade finita, o que torna o modelo da norma IEEE 802.11 mais realista. Um nó com um comprimento da fila de espera igual a  $K - 1$  tramas, mantém  $K$  tramas em espera (uma a ser servida e as restantes aguardando). Considerando que o tempo entre diferentes

chegadas de tramas à fila de espera é distribuído exponencialmente, e tendo como hipótese inicial que o tempo de serviço do protocolo MAC também tem distribuição exponencial (note-se que se assume esta hipótese, pois [Sit05] só é válido para o caso onde só se assume a existência de tráfego do tipo *unicast*), adopta-se um modelo de filas de espera do tipo M/M/1/K. Para o modelo M/M/1/K, a probabilidade de a fila de espera estar vazia ( $p_{QE}$ ) é dada por ([Kle75], [BGdMT98])

$$p_{QE} = 1 - p_{QNE} = \frac{1 - \rho}{1 - \rho^{K+1}}, \quad (3.55)$$

onde  $\rho$  é uma variável que representa a intensidade do tráfego, a qual está relacionada com a média de tramas geradas  $\lambda$  e o tempo de serviço médio do protocolo MAC ( $T_S$ ):

$$\rho = \lambda T_S. \quad (3.56)$$

O modelo de fila de espera permite determinar a probabilidade de a fila de espera se encontrar vazia. Desta forma, é possível determinar uma solução para o modelo, substituindo a equação (3.55) na equação (3.10). A solução é dada pelo sistema não linear formado pelas equações (3.18), (3.54) e (3.56), cujas incógnitas são a probabilidade de acesso ao meio  $\tau$ , o tempo de serviço  $T_S$  e a intensidade de tráfego  $\rho$ . O sistema de equações só tem solução numérica, tendo sido utilizado o método de *Gauss-Newton* em todos os resultados obtidos com o modelo, os quais se encontram representados ao longo deste capítulo.

Resolvido o sistema de equações, é possível obter o número médio de tramas contidas na fila de espera através da expressão [BGdMT98]

$$L = \begin{cases} \frac{\rho [1 - (K+1)\rho^K + K\rho^{K+1}]}{(1-\rho)(1-\rho^{K+1})} & \rho \neq 1 \\ \frac{K}{2} & \rho = 1 \end{cases}. \quad (3.57)$$

Aplicando o teorema de *Little* [Kle75], o tempo médio que cada trama fica em espera na fila (atraso na fila de espera) é dado por

$$T_Q = \frac{L - (1 - p_{QE})}{\left[1 - \frac{(1-\rho)\rho^K}{1-\rho^{K+1}}\right] \lambda}. \quad (3.58)$$

Finalmente, o tempo médio de atraso total a que uma trama é sujeita, desde o instante em que entra na fila de espera até ao instante em que é definitivamente retirada da fila, é obtido através da seguinte soma

$$T_D = T_S + T_Q. \quad (3.59)$$

### 3.2.5 Métrica de desempenho do protocolo MAC

Para aferir o desempenho do protocolo MAC, é habitual utilizar-se um rácio entre o número de tramas recebidas e transmitidas ou entre o tempo de ocupação do canal a transmitir e o intervalo de tempo necessário para finalizar a transmissão. Esta métrica é normalmente designada de *throughput* (débito). Para o caso específico da norma IEEE 802.11, muitos têm sido os autores que analisam o protocolo em termos de *throughput* ([Bia00], [OBP06]). Porém, esta métrica é geralmente utilizada em situações de tráfego saturado, onde o comprimento das filas de espera é considerado infinito. Quando se modelam filas de espera finitas, a capacidade da fila de espera também deve ser considerada no desempenho do protocolo MAC, pois existe o problema da rejeição da colocação de uma trama na fila por esta se encontrar cheia. Além disso, como o tempo de serviço do protocolo MAC depende do tipo de trama transmitida, a própria ocupação da fila de espera é função do tipo de tramas transmitidas. Por estes motivos, define-se nesta sub-secção outra métrica para análise de desempenho de um nó denominada *goodput*. Esta métrica representa a probabilidade de um nó efectuar transmissões com sucesso, dadas as duas situações que poderão contribuir para que isso não suceda. De acordo com o modelo, o sucesso da transmissão de uma trama depende da ocupação da fila de espera (caso a fila de espera se encontre cheia, é rejeitado o acesso de uma nova trama à fila de espera após esta ter sido gerada) e do facto de só haver um nó a aceder ao canal nesse instante (caso contrário haverá uma colisão entre tramas). Usando uma distribuição binomial, a probabilidade de ocorrerem  $k$  transmissões em simultâneo ( $1 < k \leq n$ ) que resultam em colisão é definida por

$$\sum_{k=2}^n \binom{n}{k} p_{QNE}^k p_{QE}^{n-k} [1 - (1 - \tau)^n - k \tau p_{idle}], \quad (3.60)$$



onde  $1 - (1 - \tau)^n$  é a probabilidade de haver pelo menos um nó a aceder ao canal e  $\tau p_{idle}$  representa a probabilidade de um só nó aceder ao canal. Dado que as tramas *unicast* podem ser retransmitidas  $m - 1$  vezes, enquanto que as tramas *broadcast* nunca são retransmitidas, a probabilidade  $p_{col}$  de descartar uma trama sem concluir a transmissão com sucesso devido a colisão(ões) é

$$p_{col} = p_b \sum_{k=2}^n \binom{n}{k} p_{QNE}^k p_{QE}^{n-k} [1 - (1 - \tau)^n - k \tau p_{idle}] + p_u \sum_{k=2}^n \binom{n}{k} p_{QNE}^k p_{QE}^{n-k} [1 - (1 - \tau)^n - k \tau p_{idle}]^m. \quad (3.61)$$

Caso um nó tenha um ritmo de geração de tramas muito alta, a fila de espera de transmissão pode ficar cheia e, nesse caso, a fila de espera não comportará mais tramas, sendo rejeitadas a partir desse momento. A probabilidade  $p_{drop}$  de rejeitar tramas na fila de espera é dada pelo modelo M/M/1/K, sendo equivalente à probabilidade de a fila de espera estar cheia [BGdMT98]:

$$p_{drop} = \frac{(1 - \rho)\rho^K}{1 - \rho^{K+1}}. \quad (3.62)$$

Uma vez que a capacidade das filas de espera é finita, o *goodput* deverá ter em consideração a capacidade de transmissão do protocolo MAC. Considerando que todos os nós geram a mesma carga (carga homogénea), e sendo o canal partilhado por todos os nós, a probabilidade  $p_{drop}$  de cada nó rejeitar tramas depende, entre outras grandezas, do tempo de serviço do protocolo MAC. Quando a fila de espera atinge a sua capacidade máxima, a probabilidade  $p_{drop}$  toma valores diferentes de zero. O *goodput*,  $S$ , é definido pelo produto das probabilidades de a trama não colidir e de não ter sido rejeitada a sua colocação na fila de espera, ou seja,

$$S = (1 - p_{col})(1 - p_{drop}). \quad (3.63)$$

Seja  $\lambda$  o tráfego gerado por um nó (em bits por segundo), o débito individual de cada nó (*throughput* individual) é dado por

$$D = S\lambda. \quad (3.64)$$

### 3.3 Validação

Esta secção descreve a validação do modelo teórico apresentado nas secções anteriores. Descrevem-se vários cenários de validação, os quais permitem comparar os resultados obtidos por simulação com os resultados numéricos obtidos com o modelo. Os resultados de simulação foram obtidos com o simulador *ns-2* [Inf07] e garantem um intervalo de confiança de 95%. Procedeu-se a uma aplicação da norma 802.11b utilizando o nível físico do tipo *direct-sequence spread spectrum*, considerando um canal ideal com um modelo de propagação de dois raios, onde a potência  $P_r(d)$  recebida a uma distância  $d$  do nó emissor é aproximada por [Rap01]

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4}, \quad (3.65)$$

onde  $P_t$  representa a potência do emissor,  $G_t$  e  $G_r$  representam os ganhos do nó emissor e do nó receptor, e  $h_t$  e  $h_r$  representam a altura da antena do nó emissor e receptor. Os parâmetros utilizados nas simulações e na configuração da norma 802.11b utilizada em cada nó encontram-se descritos na Tabela 3.1. É considerado o mesmo número de etapas de *backoff* ( $m$ ) para tramas curtas (cujo o comprimento é inferior ao limiar `RTS_THRESHOLD`) e tramas compridas (cujo comprimento é superior ao limiar `RTS_THRESHOLD`). O tempo de simulação é de 500 segundos.

O primeiro cenário pretende validar o tempo de serviço do protocolo MAC utilizando um comprimento de tramas fixo através da utilização de 68 bytes de dados úteis por trama ( $E_{brd}[l] = E_{bas}[l] = 68\text{bytes}$ ). O limiar `RTS_THRESHOLD` foi definido a 3000 bytes, o que inibe a transmissão de tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso RTS/CTS (só são geradas tramas do tipo *broadcast* e *unicast* transmitidas através do mecanismo de acesso básico). O comprimento máximo das filas de espera foi limitado a 20 tramas, e

Tabela 3.1: Parâmetros utilizados em todos os cenários de validação.

SIFS	10 $\mu s$	duração da trama CTS	304 $\mu s$
DIFS	50 $\mu s$	duração da trama ACK	304 $\mu s$
EIFS	364 $\mu s$	ACK <i>TIMEOUT</i> (aprox.)	304 $\mu s$
Slot Time ( $\sigma$ )	20 $\mu s$	atraso de propagação ( $\delta$ )	1 $\mu s$
etapas de <i>Backoff</i> ( $m$ )	7	ritmo físico (PHY)	1 Mbps
$W_1$	32	$\phi$	52bytes/1Mbps=416 $\mu s$
duração da trama RTS	352 $\mu s$	tempo de simulação	500s
$G_t$	1	$G_r$	1
$h_t$	1.5 m	$h_r$	1.5 m
$P_t$	0.281838 W		

foi utilizado o mesmo ritmo de transmissão de 1Mbps para o ritmo de transmissão básico  $R_{bas}$  e de dados  $R_{dat}$ , o qual corresponde a uma condição de baixa qualidade do canal de transmissão.

A Figura 3.5 (a) representa o tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) transmitindo só tramas *broadcast* para diferentes valores de carga ( $\lambda$ ). A figura apresenta uma curva que limita o tempo de serviço para o caso de saturação (denominada "Saturação"). Esta curva foi obtida numericamente através do modelo e assumindo  $p_{QE} = 0$ . As outras três curvas obtidas por simulação e os pontos dados pelo modelo foram obtidos para valores de carga  $\lambda = \{25, 40, 67\}$  tramas por nó por segundo. Para valores de carga mais baixa ( $\lambda = \{25, 40\}$  tramas/nó/s), o modelo acompanha os valores obtidos através da simulação. À medida que o número de nós aumenta, a carga da rede também aumenta e, conseqüentemente, o tempo de serviço aumenta devido ao aumento do tempo de contenção. Para a curva de carga mais elevada ( $\lambda = 67$  tramas/nó/s), identificam-se três situações distintas:

- no caso de a rede ser formada por poucos nós (carga da rede mais baixa, entre aproximadamente 2 a 8 nós no exemplo) a rede encontra-se numa região não saturada. Nesta situação, os valores do tempo de serviço do protocolo MAC fazem com que a probabilidade  $p_{QE}$  associada a cada um dos nós apresente valores próximos de um, e as tramas são maioritariamente não consecutivas. Desta forma, a aproximação realizada com a utilização da probabilidade  $p_{QE}$  na expressão (3.50) conduz a resultados muito próximos das simulações;
- para o caso em que existe um número de nós mais elevado (carga da rede mais elevada, 22 a 30 nós neste exemplo), a rede está tipicamente a operar numa zona de

saturação com a probabilidade  $p_{QE}$  a ser muito próxima de zero. Nesta situação, as tramas são maioritariamente consecutivas, e a expressão (3.50) também conduz a resultados muito próximos dos obtidos por simulação;

- para um número de nós entre os dois casos (entre 8 a 22 nós no exemplo), a aproximação utilizada em (3.50) conduz a uma menor precisão do modelo, pois não existe uma situação em que as tramas são maioritariamente consecutivas ou não consecutivas, e o número de transições entre transmissões de tramas consecutivas para não consecutivas aumenta, aumentando o erro associado à aproximação efectuada em (3.50).

A Figura 3.5(b) ilustra resultados de validações, considerando diferentes cargas de tráfego *broadcast* disponíveis na rede. Mantendo a média de tramas geradas em todos os cenários ( $\lambda = 25$  tramas/nó/s), analisam-se cinco situações distintas: todo o tráfego gerado é do tipo *unicast* ( $p_b = 0.0$ ), coexistência de tráfego *unicast* e *broadcast* ( $p_b = 0.25$ ,  $p_b = 0.5$ , e  $p_b = 0.75$ ), e, no último caso, todo o tráfego gerado é do tipo *broadcast* ( $p_b = 1$ ). A diferença de valores entre o tempo de serviço determinado através do modelo e obtido através das simulações é pequena, o que valida o modelo para as diferentes cargas de *broadcast/unicast* disponíveis na rede.

A Figura 3.6 apresenta resultados de validação, considerando tramas de comprimento variável, diferentes ritmos de transmissão  $R_{bas}$  e  $R_{dat}$  e a transmissão de tramas *broadcast*, *unicast* básico e *unicast* RTS. Simularam-se três ritmos de transmissão  $R_{dat} = \{1.0, 5.5, 11\}$  Mbps, sendo  $R_{bas} = 1$  Mbps. O limiar de RTS\_THRESHOLD ( $l_{tr}$ ) utilizado foi de 500 bytes. O comprimento das tramas foi amostrado a partir de várias distribuições uniformes, adoptando os valores médios de comprimento  $\{50, 125, 250, 500, 750, 1150\}$  bytes. Os resultados são obtidos para uma rede composta por quatro nós ( $n=4$ ), onde 50% do tráfego gerado é do tipo *broadcast* ( $p_b=0.5$ ).

A Figura 3.6(a) ilustra o tempo de serviço médio do protocolo MAC, enquanto que a Figura 3.6(b) apresenta os resultados de validação para o atraso na fila de espera ( $T_Q$ ). Pretende-se validar as zonas de operação da rede em saturação e em não saturação. A rede encontra-se saturada para as médias de comprimento de tramas superiores ou iguais a 500 bytes quando é utilizado o ritmo de transmissão de 1 Mbps. Para os ritmos de 5.5 e

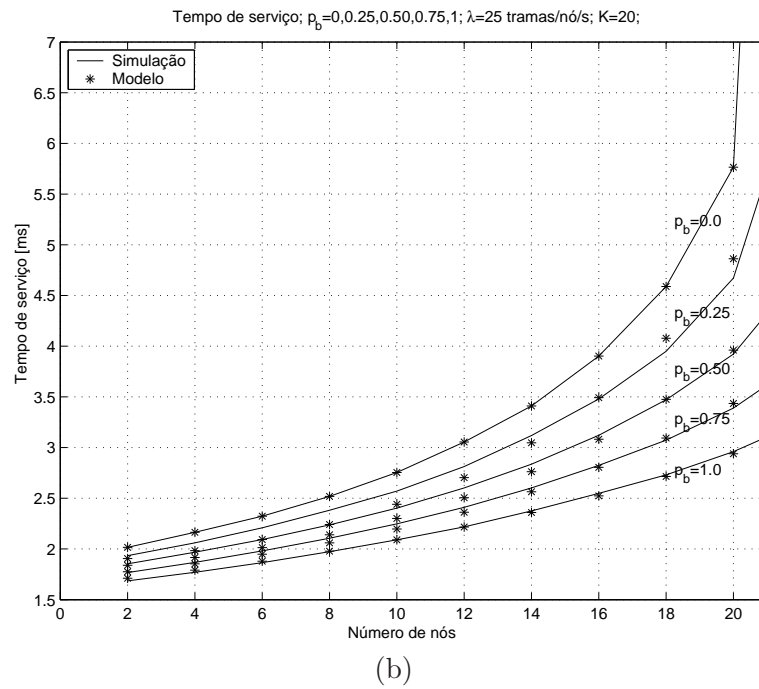
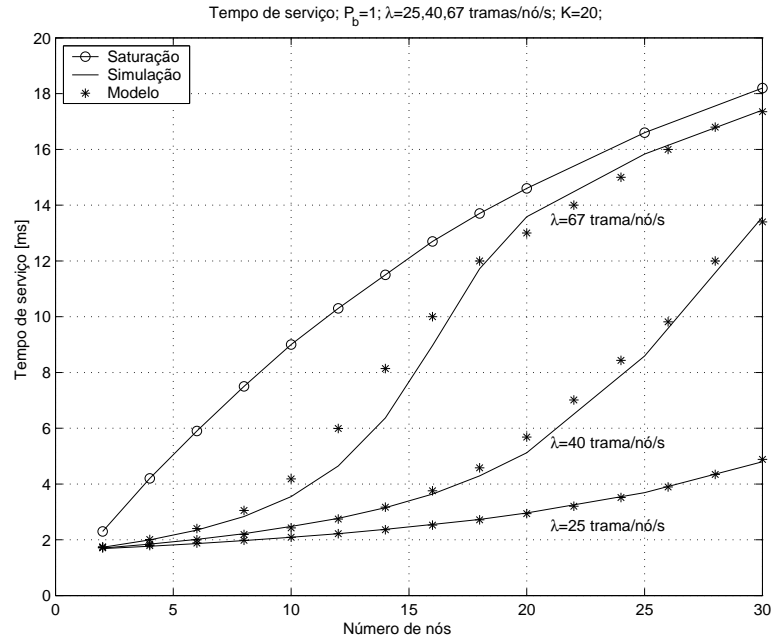


Figura 3.5: Validação do tempo de serviço ( $T_S$ ): (a) variando a carga da rede ( $\lambda = \{25, 40, 67\}$  tramas/nó/s); (b) mantendo a carga da rede ( $\lambda = 25$  tramas/nó/s) e variando a quantidade de tráfego de tipos diferentes ( $p_b = 0.0, 0.25, 0.50, 0.75, 1.0$ ).

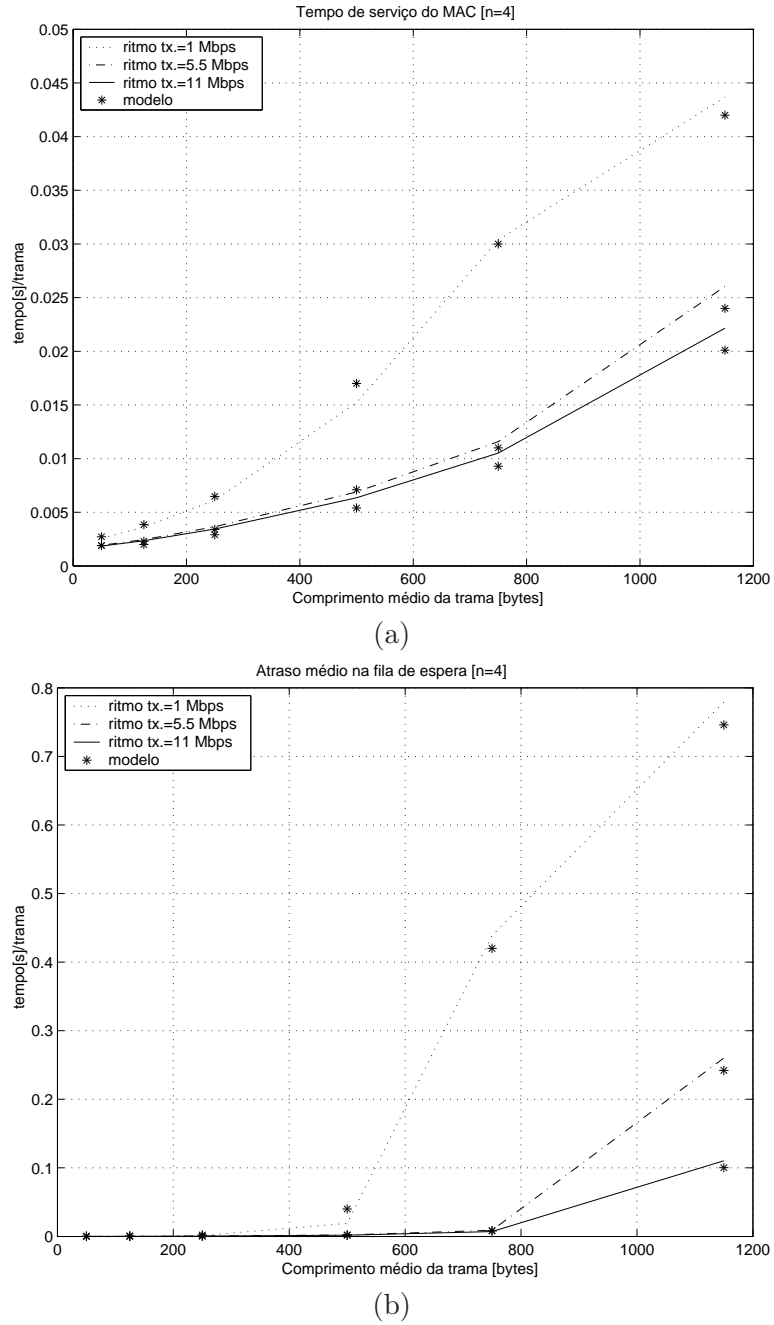


Figura 3.6: Resultados de validação para diferentes ritmos de transmissão e diferentes comprimentos médio das tramas: (a) tempo de serviço do protocolo MAC  $T_S$ ; (b) atraso na fila de espera.

11Mbps, a rede só se encontra saturada no caso em que o comprimento médio das tramas é de 1150 bytes. Os resultados teóricos obtidos com o modelo acompanham os resultados obtidos através das simulações para os diferentes comprimentos médios das tramas. Os ritmos de transmissão mais altos diminuem o atraso total, elevando o limite de saturação da rede para níveis mais altos.

A Figura 3.7 apresenta os resultados de validação do tempo de serviço de uma rede com 10 nós. A validação é realizada para diferentes valores de tráfego *broadcast* ( $p_b = \{0.0, 0.25, 0.5\}$ ) e para os ritmos de transmissão mínimo e máximo ( $R_{dat} = 1\text{Mbps}$  e  $R_{dat} = 11\text{Mbps}$  sendo  $R_{bas}$  sempre mantido a 1Mbps) admissíveis na norma 802.11b. Neste cenário configurou-se o limiar `RTS_THRESHOLD` para 1000 bytes. Observando  $T_S$  validado na Figura 3.7(a) e  $T_Q$  validado na Figura 3.7(b), conclui-se que apresentam valores superiores para o menor ritmo de transmissão ( $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ ), tal como seria de esperar. Para este ritmo ( $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ , que na figura corresponde à situação em "tx.@1Mbps"), o atraso total  $T_D$  (soma de  $T_S$  com  $T_Q$ ) é minimizado quando é gerado mais tráfego do tipo *broadcast*. Como o ritmo de transmissão é o mesmo para as tramas *unicast* e *broadcast* ( $R_{dat} = R_{bas} = 1\text{Mbps}$ ), as transmissões *broadcast* apresentam um atraso total inferior porque usam uma só etapa de *backoff*, não é transmitida nenhuma trama ACK de reconhecimento da transmissão, e não é aplicado o mecanismo RTS/CTS. Quando é utilizado o ritmo mais elevado ( $R_{dat} = 11\text{Mbps}$ , que na figura corresponde à situação em "tx.@11Mbps"), a relação entre o tráfego *broadcast* e *unicast* inverte-se. As tramas *unicast* são agora transmitidas mais rapidamente do que as tramas *broadcast* porque, enquanto que as tramas *unicast* são transmitidas a 11Mbps, as *broadcast* utilizam o ritmo  $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ . Esta diminuição no tempo de transmissão das tramas *unicast* compensa o maior atraso associado a este tipo de tramas, nomeadamente a contenção.

Na Sub-secção 3.2.4 colocou-se como hipótese o facto de a distribuição do tempo de serviço poder ser exponencial. Através dos resultados apresentados nas Figuras 3.6(b) e 3.7(b), é possível concluir que esta hipótese constitui uma boa aproximação, pois os resultados obtidos através do modelo são muito próximos aos obtidos através de simulação.

Além do tempo, validaram-se as probabilidades  $p_{col}$  e  $p_{drop}$ . Os resultados da validação encontram-se representados na Figura 3.8 e foram obtidos para diferentes valores de  $p_b$ ,

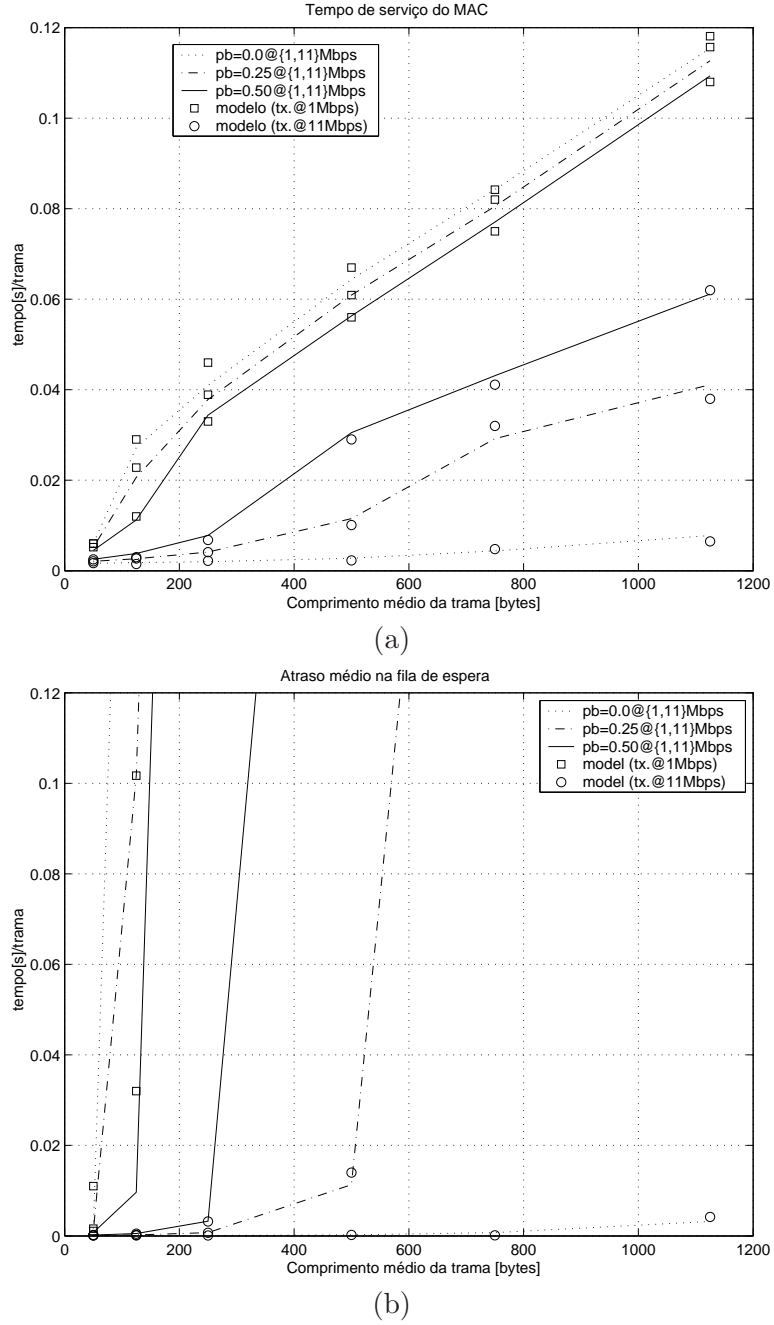
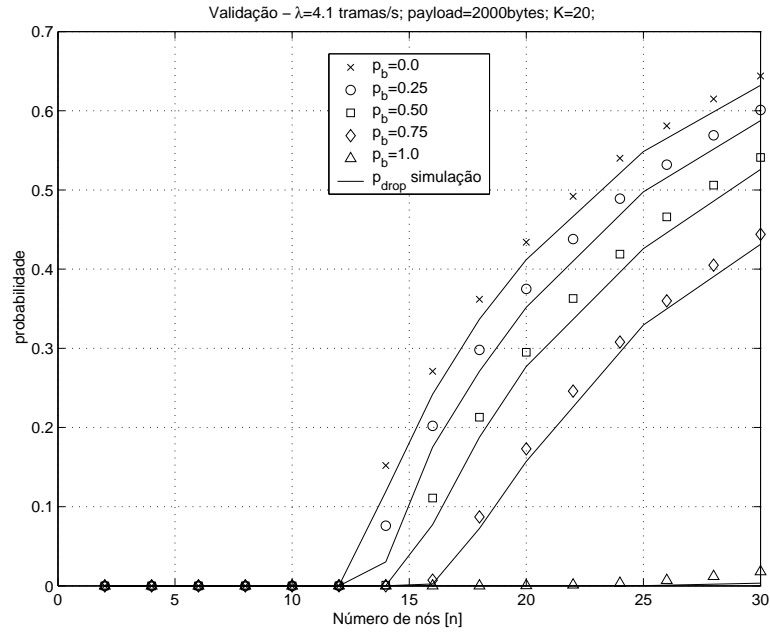
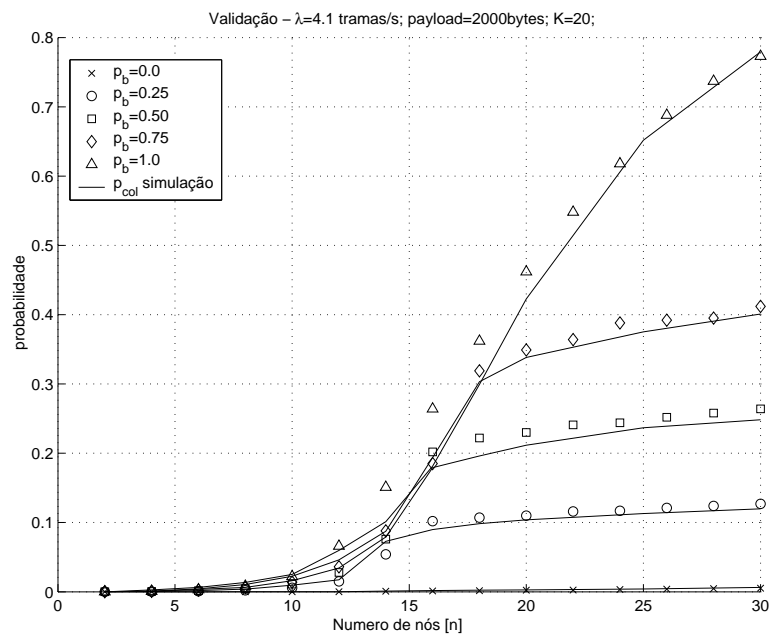


Figura 3.7: Resultados de validação para diferentes quantidades de tráfego *broadcast*, ritmos de transmissão e comprimentos de trama ( $l_{tr} = 1000$  bytes,  $K=20$  tramas,  $n=10$ ): (a) tempo de serviço do protocolo MAC  $T_S$ ; (b) atraso na fila de espera  $T_Q$ .





(a)



(b)

Figura 3.8: Validação das probabilidades  $p_{drop}$  e  $p_{col}$  utilizando tramas com 2000 bytes de dados úteis e  $\lambda = 4.1$  tramas/nó/s: (a) validação de  $p_{drop}$ ; (b) validação de  $p_{col}$ .

considerando  $\lambda = 4.1$  tramas/nó/s e assumindo  $K=20$  tramas. Foram escolhidos os ritmos de transmissão  $R_{bas} = R_{dat} = 1\text{Mbps}$ , pois estes representam o pior caso em termos de atraso total do protocolo MAC. A partir dos resultados de validação da probabilidade  $p_{drop}$  ilustrados na Figura 3.8(a), é possível observar que não é rejeitada a entrada de tramas na fila de espera até que a rede tenha uma dimensão inferior a 12 nós. Para um número de nós superior a 12, os nós ficam alguns períodos com a sua fila de espera completamente ocupada, rejeitando assim a entrada de novas tramas. Observando a probabilidade de duas ou mais tramas colidirem ( $p_{col}$ ), representada na Figura 3.8(b), esta apresenta valores não nulos para todos os números de nós considerados. A probabilidade de rejeitar tramas ( $p_{drop}$ ) apresenta valores mais altos quando só são geradas tramas do tipo *unicast* ( $p_b=0$ ), enquanto que a probabilidade de duas ou mais tramas colidirem ( $p_{col}$ ) apresenta neste cenário ( $p_b=0$ ) os valores mais baixos. Também se pode observar o efeito contrário quando se considera somente a geração de tramas *broadcast* ( $p_b = 1$ ). Aumentando o valor de  $p_b$ , a probabilidade de descartar uma trama devido a colisão aumenta porque as tramas *broadcast* são logo descartadas após a primeira e única tentativa de transmissão, o que diminui em simultâneo a probabilidade  $p_{drop}$ .

Concluindo, verifica-se uma situação de compromisso entre  $p_{drop}$  e  $p_{col}$ , pois, aumentando  $p_b$  faz com que  $p_{drop}$  diminua e  $p_{col}$  aumente, mas diminuindo  $p_b$ ,  $p_{col}$  diminui e  $p_{drop}$  aumenta. Este compromisso será objecto de discussão na próxima secção onde se analisa a métrica de *goodput* para este cenário.

### 3.4 Caracterização do desempenho

Esta secção analisa o desempenho da norma para diferentes quantidades de tráfego *unicast* e *broadcast*. Apresentam-se resultados numéricos obtidos com o modelo para uma rede constituída por 10 nós, adoptando os seguintes cenários:

- a) ritmos iguais: os ritmos de transmissão de tramas *broadcast* é igual ao ritmo de transmissão de tramas *unicast* ( $R_{bas} = R_{dat} = 1\text{Mbps}$ );
- b) maior diferença entre ritmos: o ritmo de transmissão de tramas *unicast* é máximo ( $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ ,  $R_{dat} = 11\text{Mbps}$ );

Assume-se, nos dois cenários, que cada nó é capaz de guardar 500 tramas para transmissão ( $K = 500$ ), e cada trama tem em média 1150 bytes de dados úteis (o comprimento das tramas é amostrado a partir de uma distribuição uniforme definida entre  $[1, 2300]$  bytes, e o limiar `RTS_THRESHOLD` é de 1000 bytes).

### 3.4.1 Análise para baixos ritmos de transmissão ( $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ )

A Figura 3.9 mostra os tempos de serviço, considerando vários valores de  $\lambda$  (ritmo de geração de tramas por nó) e diferentes probabilidades de geração do tipo de tramas ( $p_u = 1 - p_b$ ). Na superfície apresentada na figura identificam-se duas zonas de operação distintas. Para valores de  $\lambda$  inferiores a 10 tramas/nó/s, a rede opera em não saturação, enquanto que, para valores de  $\lambda$  mais altos, a rede encontra-se saturada. Os resultados obtidos mostram que existe uma relação não linear de aumento do tempo de serviço do protocolo MAC à medida que o número de tramas geradas do tipo *unicast* aumenta. Como é usado o mesmo ritmo de transmissão de dados para as tramas do tipo *unicast* e *broadcast*, este efeito é explicado pelas múltiplas etapas de *backoff*, bem como devido ao mecanismo de acesso RTS/CTS e reconhecimento ACK só aplicado às transmissões de tramas *unicast*. O

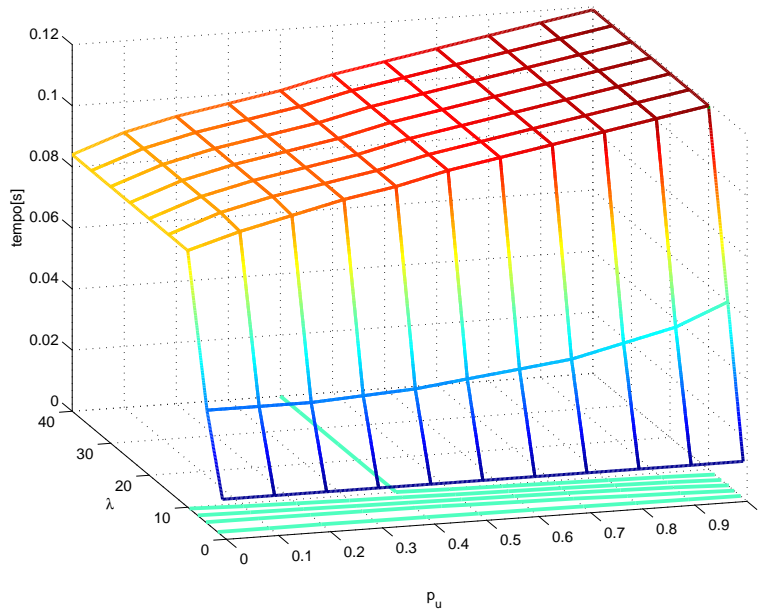


Figura 3.9: Tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) função de  $p_u$  e  $\lambda$  (tramas/nó/s), considerando  $R_{bas} = R_{dat} = 1\text{Mbps}$ .

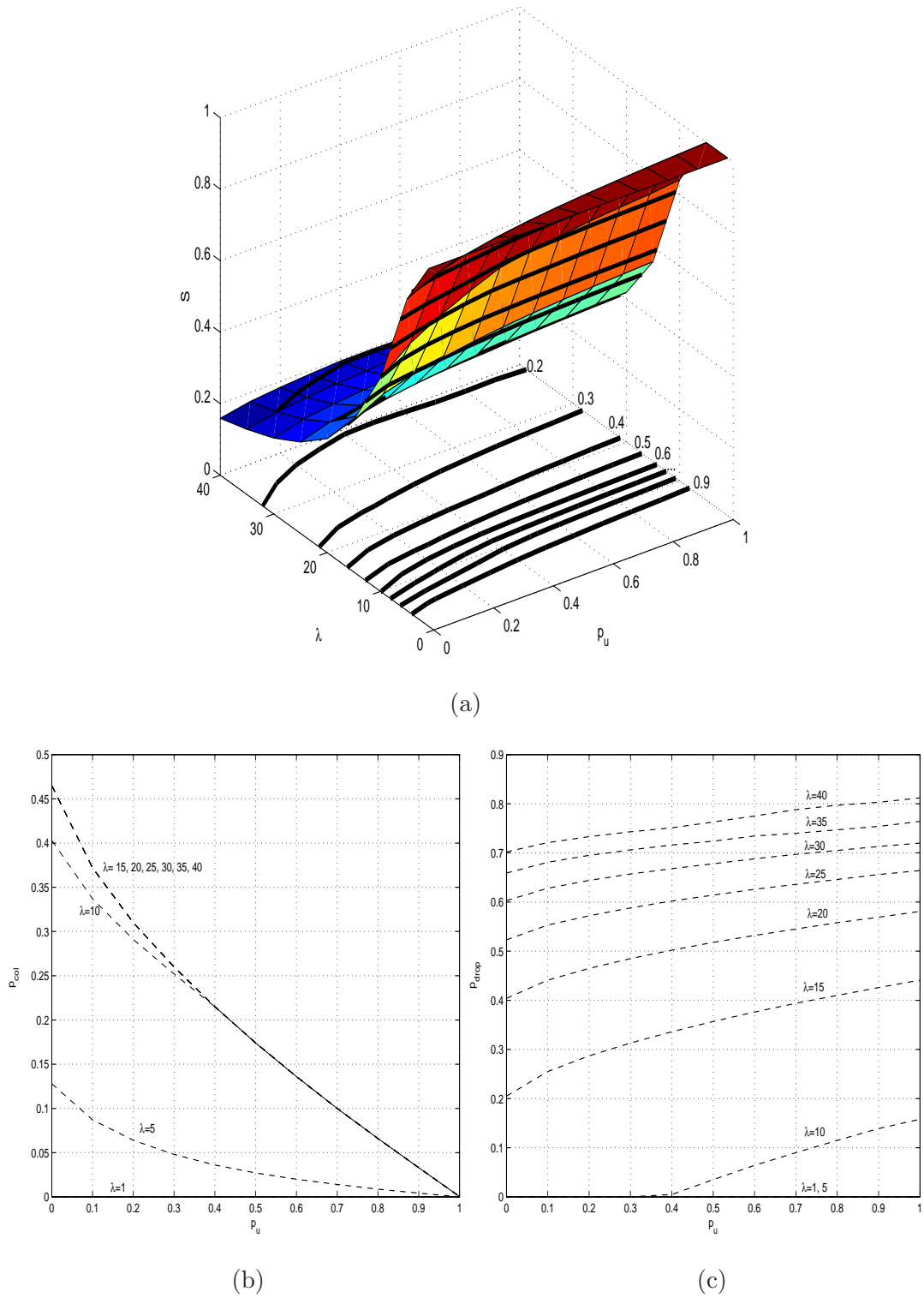


Figura 3.10: Probabilidades para diferentes valores de  $\lambda$  (tramas/nó/s) e de  $p_u$  considerando  $R_{bas}=1\text{Mbps}$  e  $R_{dat}=1\text{Mbps}$ : (a) desempenho de *goodput*  $S$ ; (b) probabilidade  $p_{col}$ ; (c) probabilidade  $p_{drop}$ .

tempo de serviço é uma métrica de avaliação de desempenho muito importante em sistemas de controlo de acesso ao meio, principalmente quando é necessário ter uma estimativa do atraso total do protocolo MAC. Quando são geradas mais tramas *unicast*, o tempo de serviço aumenta, o que provoca implicitamente um aumento da probabilidade de rejeitar novas tramas por a fila de espera se encontrar cheia. A Figura 3.10, ilustra o desempenho de *goodput* ( $S$ ) e as probabilidades que o definem ( $p_{col}$  e  $p_{drop}$ ), tendo como base o mesmo cenário considerado na Figura 3.9. Tal como seria de esperar,  $p_{drop}$  aumenta à medida que são geradas mais tramas (aumento de  $\lambda$ ), e o aumento é ainda mais expressivo quando os valores de  $p_u$  são mais elevados. Mas, quando são geradas mais tramas *unicast*, a probabilidade de as tramas colidirem diminui. Este compromisso encontra-se ilustrado na superfície da Figura 3.10(a). Para baixas cargas de rede (valores de  $\lambda$  entre 10 e 20 tramas/nó/s), o aumento ou diminuição de  $p_{col}$  origina um efeito contrário à probabilidade  $p_{drop}$  quando  $p_u$  varia. Por este motivo, observa-se que o desempenho de *goodput* quase não varia face à probabilidade de gerar mais tramas *unicast* ou *broadcast* para um determinado ritmo de geração de tramas  $\lambda$ . Quando o ritmo de geração de tramas aumenta (para valores de  $\lambda$  acima de 20 tramas/nó/s), o aumento de  $p_u$  tem uma influência mais expressiva no desempenho de *goodput*.  $S$  diminui quando a maioria das tramas geradas são do tipo *broadcast*, o que se observa na Figura 3.10(a), particularmente quando  $p_u < 0.4$  e  $\lambda > 20$  tramas/nó/s. Este resultado confirma o efeito de tempestade de *broadcast* descrito no Capítulo 2 [NTCS99].

### 3.4.2 Análise para ritmos de transmissão elevados ( $R_{dat}=11\text{Mbps}$ )

Quando a transmissão de tramas *unicast* se realiza a ritmos superiores, o tempo de serviço médio do protocolo MAC diminui. Neste caso o tempo médio de transmissão das tramas de dados *unicast* ( $E_{rts}[l]/R_{dat}$  ou  $E_{bas}[l]/R_{dat}$ ) é inferior ao utilizado na sub-secção anterior. A Figura 3.11 representa o tempo de serviço do protocolo MAC, assumindo  $R_{bas}=1\text{Mbps}$  e  $R_{dat}=11\text{Mbps}$ . Quando os nós só geram tramas do tipo *broadcast* ( $p_u = 0$ ), o tempo de serviço do protocolo MAC tem o mesmo valor do apresentado no cenário da Figura 3.9. Quando a probabilidade de gerar tramas *unicast* ( $p_u$ ) aumenta, o tempo de serviço do protocolo MAC diminui, apresentando um valor inferior quando comparado ao caso apre-

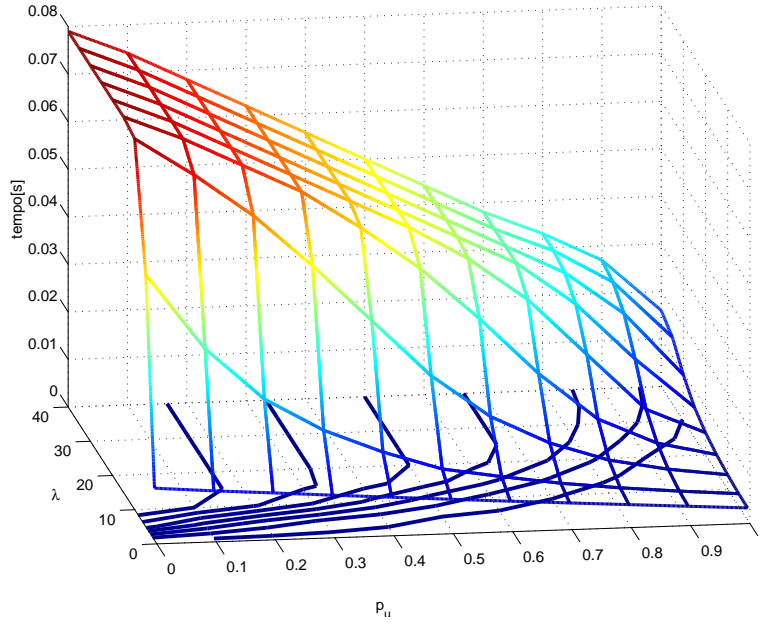


Figura 3.11: Tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) função de  $p_u$  e  $\lambda$ , considerando  $R_{bas}=1\text{Mbps}$  e  $R_{dat}=11\text{Mbps}$ .  $\lambda$  é expresso em tramas/nó/s.

sentado anteriormente ( $R_{bas} = R_{dat} = 1\text{Mbps}$ , ver Figura 3.9). O desempenho de *goodput* encontra-se representado na Figura 3.12. Observa-se que o seu valor é muito dependente da probabilidade de gerar tráfego *unicast* ( $p_u$ ), dado um valor fixo para  $\lambda$  (basta comparar as curvas de nível nas Figuras 3.10(a) e 3.12(a)). O aumento da quantidade de tráfego do tipo *unicast* ( $p_u$ ) conduz a um aumento do desempenho de *goodput*. A probabilidade de rejeitar tramas ( $p_{drop}$ ) diminui com o aumento de  $p_u$ , o que é uma consequência da diminuição do tempo de serviço do protocolo MAC à medida que são geradas mais tramas do tipo *unicast*. Embora exista uma relação não linear entre  $p_u$  e  $p_{drop}$ , o comportamento neste caso é o inverso ao apresentado anteriormente para ritmos de transmissão iguais para tramas do tipo *unicast* e *broadcast* (observar a Figura 3.10, onde  $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ ;  $R_{dat} = 1\text{Mbps}$ ). A probabilidade de colisão entre tramas ( $p_{col}$ ) também diminui à medida que  $p_u$  aumenta, tal como sucede no caso apresentado na Figura 3.10.

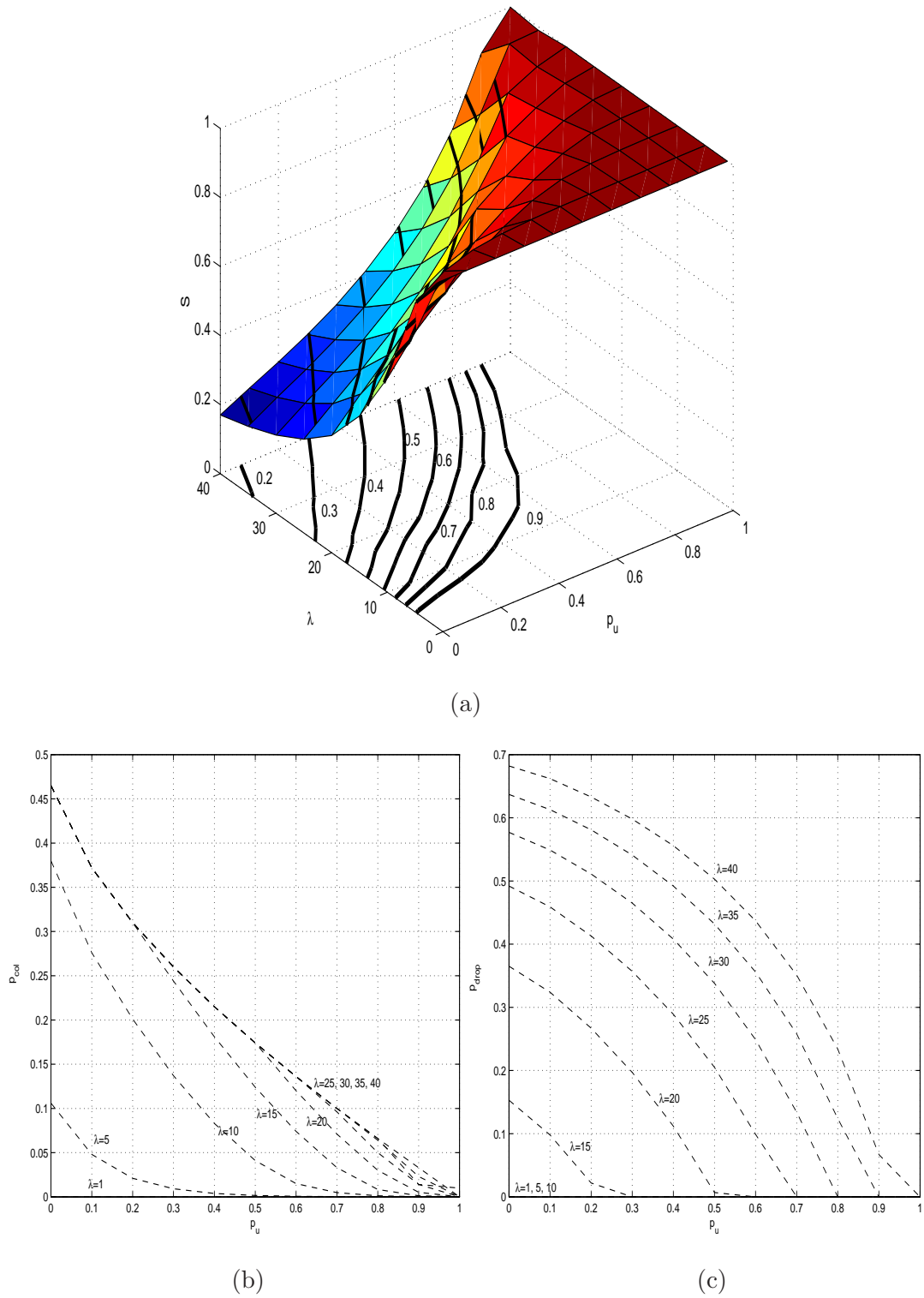


Figura 3.12: Probabilidades para diferentes valores de  $\lambda$  (tramas/nó/s) e de  $p_u$  considerando  $R_{bas}=1\text{Mbps}$  e  $R_{dat}=11\text{Mbps}$ : (a) desempenho de *goodput*  $S$ ; (b) probabilidade  $p_{col}$ ; (c) probabilidade  $p_{drop}$ .

### 3.4.3 Notas finais

Os exemplos apresentados nas duas últimas sub-seções mostram diferentes comportamentos da rede quando a maior parte do tráfego gerado é do tipo *unicast* e o caso contrário quando a maioria do tráfego gerado é do tipo *broadcast*. Generalizam-se em seguida algumas notas finais, considerando um ritmo de geração de tramas constante, onde se poderá aumentar/diminuir o tráfego *unicast/broadcast*. Dessa forma, quando são usados ritmos de transmissão iguais para tramas do tipo *unicast* e *broadcast*, verifica-se o seguinte:

- o desempenho da rede em termos de tempo de serviço de MAC não é modificado de forma significativa se a quantidade de tráfego *broadcast* gerado não for inferior a aproximadamente 50% do tráfego total da rede;
- se mais de 50% do tráfego gerado for do tipo *broadcast*, o tempo de serviço do protocolo MAC diminui, mas o desempenho de *goodput* também diminui.

Quando se utilizam ritmos de transmissão mais elevados para o tráfego do tipo *unicast*, constata-se o seguinte:

- o desempenho em termos do tempo de serviço do protocolo MAC é significativamente inferior quando existe mais tráfego na rede do tipo *broadcast*;
- o desempenho de *goodput* também diminui bruscamente aumentando ligeiramente a quantidade de tráfego gerado do tipo *broadcast*.

Pode concluir-se que o tráfego do tipo *broadcast* é bem tolerado nos casos em que os ritmos de transmissão de *broadcast* e de *unicast* são semelhantes. Nestes casos, a presença de tráfego *broadcast* origina uma pequena diminuição do tempo de serviço do protocolo MAC, mas, simultaneamente, mantém ou diminui lentamente (para valores tipicamente superiores a 50% de tráfego *broadcast*) o desempenho de *goodput* devido ao aumento do número de tramas de *broadcast* envolvidas em colisões. Não são frequentes cenários de rede com mais de 50% de tráfego do tipo *broadcast*, mas, até estes valores, a existência de tráfego *broadcast* não influencia o desempenho da rede de forma significativa.

Quando são utilizados ritmos de transmissão mais elevados para tramas *unicast*, a existência de tráfego do tipo *broadcast* baixa o desempenho da rede quer em termos de



tempo de serviço de MAC quer em termos de desempenho de *goodput*. Neste caso, o aumento de tráfego do tipo *broadcast* aumenta significativamente o tempo de serviço do protocolo MAC e diminui o desempenho de *goodput*. Assim, os protocolos que utilizem algoritmos baseados em tráfego do tipo *broadcast* causam grande diminuição no desempenho da rede quando o canal permite obter ritmos de transmissão mais elevados.



## Capítulo 4

# Exemplos de aplicação do modelo do protocolo MAC

### 4.1 Introdução

Embora o número de trabalhos de modelação da norma IEEE 802.11 seja relativamente elevado, nomeadamente considerando tráfego saturado, os modelos são normalmente propostos para análise de desempenho, escasseando exemplos de aplicação dos modelos noutras áreas. Este facto é justificado por os modelos considerarem o MAC em estado de equilíbrio e, dada a grande variância das múltiplas grandezas envolvidas, a aplicação de estimadores multi-variável apresentar elevada complexidade e os resultados da estimação apresentarem normalmente baixa precisão [BT03].

Este capítulo começa por apresentar alguns exemplos de aplicação de modelos do MAC IEEE 802.11 em outras áreas que não sejam a análise de desempenho. As secções 4.2 e 4.3 propõem dois exemplos de aplicação do modelo em tempo real para obtenção de uma estimativa do tempo de atraso total do protocolo MAC em cada nó. O primeiro exemplo utiliza o modelo do protocolo MAC (descrito no Capítulo 3) de forma directa e é proposto para uma rede onde todos os nós geram tráfego de forma homogénea (o número médio de tramas geradas por cada nó é aproximadamente igual para todos os nós). O segundo exemplo é mais realista porque aproxima o atraso total do protocolo MAC para o caso em que os nós geram tráfego heterogéneo. No entanto, só se consideram transmissões de um único tipo de tramas (*unicast* básico ou *unicast* RTS/CTS).

Uma das aplicações dos modelos desenvolvidos para a norma IEEE 802.11 que apresenta mais trabalhos publicados é a estimação do número de nós a competir pelo canal. Estes trabalhos assumem tráfego saturado e pretendem identificar o número de nós no canal para, na maioria das vezes, otimizar os parâmetros da norma. O trabalho [BT03] apresenta um método para estimação do número de nós a competir pelo canal que utiliza filtros de *Kalman*. Este método ([BT03]) utiliza o modelo apresentado em [Bia00] para descrever o número de nós que estão a aceder ao meio, dada a probabilidade condicional de ocorrerem colisões. Como esta relação é não linear, é utilizada uma versão estendida do filtro de *Kalman*, o qual se baseia na observação das colisões ocorridas no meio. Contudo, a versão estendida do filtro de *Kalman* assume um sistema dinâmico linear e gaussiano, embora o número de nós a competir pelo canal em função da probabilidade de colisão seja um sistema não linear e não gaussiano. Este facto é minimizado através da utilização do mecanismo de ajuste da variância das medidas obtidas (mecanismo CUSUM - "cumulative sum"). No entanto, o trabalho [BT03] é criticado em [MLL<sup>+</sup>04], pois a complexidade da solução dificulta a aplicação directa do método em tempo real. Por isso, [MLL<sup>+</sup>04] propõe um método de aproximação do número de nós a competir através da definição de um conjunto de intervalos de número de nós. Cada intervalo está especificado para um número de nós a competir pelo canal, e o número de nós contidos em cada intervalo aumenta de forma exponencial à medida que o número de nós a competir também aumenta. O trabalho [MLL<sup>+</sup>04] usa o *throughput* e o atraso definido em [Bia00] para identificar o intervalo do número de nós a competir. Este trabalho utiliza esse intervalo para adaptar o valor mínimo da janela de contenção em cada um dos nós a competir. O método apresentado em [LTVW06] é proposto para otimizar os parâmetros de contenção e é baseado na estimação do número de nós a competir pelo canal. Os autores utilizam um método de inferência *Bayesiana* baseada no método sequencial de *Monte Carlo*, sendo os parâmetros de contenção otimizados a partir da distribuição estimada do número de nós. Em termos de complexidade, esta solução posiciona-se num nível intermédio face aos trabalhos apresentados em [BT03] e [MLL<sup>+</sup>04].

O trabalho [MCL07] aborda também a estimação de parâmetros na norma IEEE 802.11, tendo por base um modelo do protocolo MAC. Este trabalho descreve uma técnica

para medir em tempo real a qualidade do canal 802.11. Partindo do modelo apresentado em [Bia00], o trabalho monitoriza o canal para determinar a probabilidade condicional de colisão. A probabilidade de colisão é depois utilizada num estimador de máxima verosimilhança que aproxima o valor da probabilidade de existir insucesso na transmissão devido a outros factores que não incluem as colisões entre tramas. Estes factores estão relacionados com a qualidade do canal, tais como ruído no canal, a presença de nós escondidos, etc.

## 4.2 Exemplo de aplicação para tráfego homogéneo

Esta secção apresenta um exemplo de aplicação do modelo do protocolo MAC (apresentado no Capítulo 3) para estimar o tempo de atraso do protocolo MAC numa rede com tráfego homogéneo. Considera-se a existência de tráfego *unicast* e *broadcast*, e a rede pode operar em ambos os estados de saturação e não saturação.

Tal como se assumiu no Capítulo 3, considera-se que, quando um dos  $n$  nós que constitui a rede possui uma trama para transmitir, a transmissão não é imediata. O tempo aleatório introduzido pelo *backoff* diminui a probabilidade de colisões entre múltiplas transmissões, mas dificulta a tarefa de estimação do atraso total do protocolo MAC. Neste exemplo, recorre-se aos intervalos de espera em cada um dos estados de *backoff* e à informação obtida através do canal para obter uma estimativa do atraso total que cada trama sofre, desde o momento em que é inserida na fila de espera até ao momento em que a sua transmissão é finalizada.

Utilizando a definição do tempo de serviço (3.54) e substituindo em  $T_{S_b}(n)$  e  $T_{S_u}(n)$  as equações (3.50), (3.51), (3.52) e (3.53), obtém-se a expressão

$$T_S = p_b \left( p_{QE} [DIFS + T_{C_1}(n)] + \Gamma_{brd}^s + T_{C_1}(n) \right) + (1 - p_b) \left( p_{QE} [DIFS + T_{C_1}(n) + T_{C_r}(n)] + p_{bas} \Gamma_{bas}^s + p_{rts} \Gamma_{rts}^s + T_{C_1}(n) + (1 - p_{QE}) T_{C_r}(n) \right), \quad (4.1)$$

onde  $T_{C_1}(n)$  (dado por (3.46)) depende do valor esperado da duração do estado de *backoff* ( $T_x(n)$ ), e  $T_{C_r}(n)$  (equação (3.47)) depende de  $T_x(n)$ , da probabilidade de aceder ao meio  $\tau$  (equação (3.18)) e do comprimento médio das tramas *unicast*. Substituindo (3.18) em (3.47) e (3.46) e substituindo (3.47) e (3.55) em (4.1), é possível determinar  $T_S$ , sabendo

previamente o número de nós ( $n$ ), o ritmo de geração de tramas por nó ( $\lambda$ ), a probabilidade de gerar tramas do tipo *broadcast* ( $p_b$ ), a distribuição do comprimento das tramas e o valor esperado da duração do estado de *backoff* ( $T_x(n)$ ). O atraso total do protocolo MAC engloba, além de  $T_S$ , o tempo de espera na fila ( $T_Q$  dado por (3.58)), o qual depende de  $\lambda$  e de  $T_S$ . Admitindo que todos os nós utilizam a mesma distribuição para geração do comprimento de tramas, o tempo de espera no MAC (atraso total) pode ser determinado, sabendo o valor dos parâmetros  $n$ ,  $\lambda$ ,  $p_b$  e  $T_x$ , ou seja,

$$T_D = f(n, \lambda, p_b, T_x). \quad (4.2)$$

Para utilizar a equação (4.2) é necessário ter uma estimativa de  $n$ ,  $\lambda$ ,  $p_b$  e  $T_x$  em tempo real. Dado que o modelo que fundamenta (4.2) admite uma rede de salto único, cada nó tem de estimar o número de nós contidos na sua vizinhança. Como neste exemplo se admite tráfego homogéneo, as estimativas de  $n$ ,  $\lambda$  e  $p_b$  podem ser obtidas directamente da rede, bastando para isso observar o canal de transmissão. Considerando que o canal é observado durante o último intervalo de tempo  $T_{est}$ , caso sejam observadas um número total de  $k_T$  tramas durante o intervalo  $T_{est}$ , a estimativa da probabilidade de geração de tramas *broadcast*,  $\hat{p}_b$ , para o instante  $t + 1$  é aproximada por

$$\hat{p}_b(t + 1) = \frac{k_b}{k_T}. \quad (4.3)$$

Cada nó estima o número de nós vizinhos ( $\hat{n} - 1$ ), o qual é aproximado pelo número de nós de origem distintos observados nas tramas transmitidas no meio durante o tempo de observação  $T_{est}$ . A estimativa do ritmo de geração de tramas por nó durante o intervalo  $T_{est}$  é obtida utilizando a estimativa  $\hat{n}$  e é dada por

$$\hat{\lambda}(t + 1) = \frac{k_T}{(\hat{n}(t + 1) - 1)T_{est}}. \quad (4.4)$$

Dado que se considera tráfego homogéneo, cada nó valida a carga estimada  $\hat{\lambda}(t + 1)$  com a carga gerada pelo próprio nó.

Para estimar o tempo médio de atraso sentido por estado de *backoff* ( $T_x$ ), cada nó realiza amostragens do tempo de atraso nas últimas  $q$  etapas de *backoff*. Note-se que o

número de estados de *backoff* aplicados nas  $q$  etapas amostradas é variável, pois os valores são aleatórios e dependem dos diferentes comprimentos da janela de contenção, que são função do número de retransmissões aplicados a cada trama. Para a etapa de *backoff*  $d$ , um nó executa  $J_d$  estados de *backoff* escolhidos uniformemente a partir do intervalo  $[0, W_d - 1]$ . Definindo  $T_x^{j,d}$  como sendo o tempo de contenção no estado de *backoff*  $j$  que ocorre na etapa  $d$ , o tempo médio de contenção na etapa de *backoff*  $d$  é dado por

$$\overline{T}_x^d = \frac{1}{J_d} \sum_{h=1}^{J_d} T_x^{h,d}. \quad (4.5)$$

A estimativa de  $T_x$  é obtida aplicando um filtro de média deslizando, ou seja,

$$\hat{T}_x(t+1) = \alpha \overline{T}_x^1 + \frac{1-\alpha}{q-1} \sum_{d=2}^q \overline{T}_x^d, \quad (4.6)$$

onde  $\alpha$  é um peso do filtro e  $q$  é o número de amostras utilizadas pelo filtro. Note-se que  $\overline{T}_x^1$  representa o tempo médio de contenção na última etapa de *backoff* ocorrida.

A qualidade da estimativa de  $T_x$  é avaliada através de simulações [Inf07]. Para isso, define-se uma rede composta por 10 nós fixos que utilizam o protocolo IEEE 802.11b DSSS com a parametrização utilizada na validação do modelo no Capítulo 3. Os restantes parâmetros utilizados nas simulações encontram-se definidos na Tabela 4.1. São definidos 4 intervalos com diferentes padrões de carga gerada a partir de uma distribuição exponencial. Do instante de simulação 0 até ao instante simulação  $t = 250s$  (intervalo A), cada nó gera em média ( $\lambda$ ) 30 tramas por segundo. A partir de  $t = 250s$  até  $t = 500s$  (intervalo B),  $\lambda$  toma o valor médio de 45 tramas/segundo/nó. Entre  $t = 500s$  e  $t = 750s$ ,  $\lambda$  baixa para 20 tramas/s/nó, e no intervalo final  $750 < t \leq 1000$  os nós geram 50 tramas por segundo. Nos intervalos A e C, a intensidade de tráfego ( $\rho$ ) em estado de equilíbrio

Tabela 4.1: Parâmetros de simulação utilizados na estimação do tempo de atraso do protocolo MAC.

ritmo de transmissão básico	1 Mbps	distribuição do comprimento das tramas	uniforme
ritmo de transmissão de dados	1 Mbps	Tempo de simulação	1000 s
$p_b$	0.25	tamanho das filas de espera ( $K$ )	200 tramas

(determinado utilizando o modelo com a parametrização das simulações) toma o valor 0.275 e 0.104, respectivamente. Nos outros intervalos, a rede encontra-se com mais carga de dados ( $\rho = 0.617$  e  $\rho = 0.712$  para os intervalos B e D, respectivamente). Cada um dos 10 nós gera tramas com comprimento variável amostrado uniformemente no intervalo [1, 2304].

A Figura 4.1 apresenta os resultados de simulação dos valores do tempo de contenção médio por cada etapa de *backoff*  $d$  ( $\overline{T}_x^d$ ) executada por um determinado nó. Como seria de esperar, o aumento de carga na rede origina um aumento do valor de  $\overline{T}_x^d$  devido ao aumento da contenção. O inverso também é verdadeiro. A figura apresenta ainda os valores de  $T_x$  em estado de equilíbrio (representados com a linha azul) obtidos aplicando a parametrização da rede utilizada em cada um dos quatro intervalos de carga ao modelo apresentado no Capítulo 3.

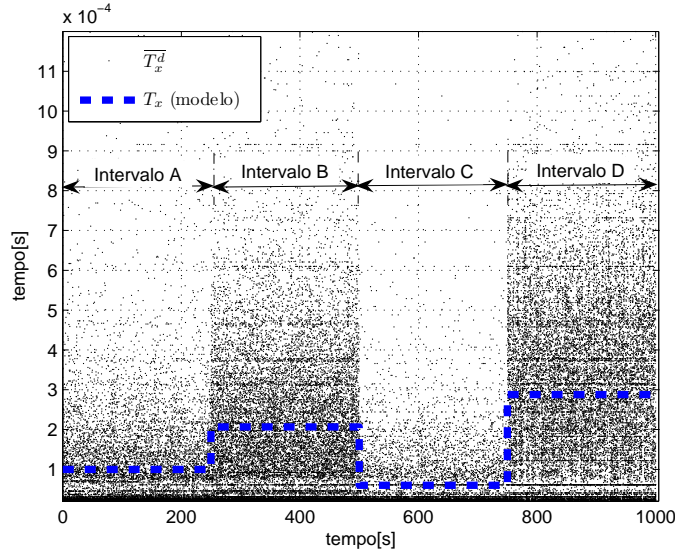


Figura 4.1: Dados de simulação para os valores de  $\overline{T}_x^d$  para cada etapa de *backoff*  $d$  executada num dado nó.

Parametrizou-se o filtro (4.6) com  $q = 20$  e  $\alpha = 0.1$  com o objectivo de o aplicar aos dados apresentados na Figura 4.1, tendo-se definido um segundo para o intervalo de observação  $T_{est}$  utilizado para determinar  $\hat{n}$ ,  $\hat{\lambda}$  e  $\hat{p}_b$ . Os resultados obtidos com o filtro são apresentados na Figura 4.2, a qual também representa os valores de  $T_x$  em estado de equilíbrio obtidos com o modelo (a mesma linha azul representada na Figura 4.1). Os resultados da Figura 4.2 mostram que a parametrização de  $\alpha$  e de  $q$  fazem com que o filtro



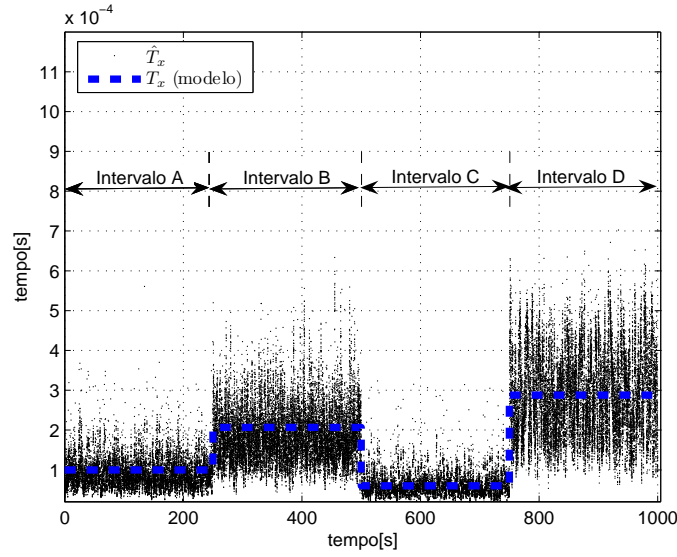


Figura 4.2: Estimativa de  $\hat{T}_x$  obtida com o filtro de média deslizante ( $q = 20$  e  $\alpha = 0.1$ ).

(4.6) apresente um comportamento do tipo passa-baixo.

Tendo as estimativas  $\hat{n}(t+1)$ ,  $\hat{\lambda}(t+1)$ ,  $\hat{p}_b(t+1)$  e  $\hat{T}_x(t+1)$ , o valor estimado do atraso total do protocolo MAC é obtido aplicando a equação (4.2)

$$\hat{T}_D(t+1) = f\left(\hat{n}(t+1), \hat{\lambda}(t+1), \hat{p}_b(t+1), \hat{T}_x(t+1)\right). \quad (4.7)$$

Inicialmente definiu-se um conjunto de valores (domínio) para cada variável. Usaram-se os valores  $n = \{1, 2, \dots, 10\}$  nós,  $\lambda = \{2, 4, 6, \dots, 66, 68, 70\}$  tramas por segundo,  $p_b = \{0.1, 0.2, \dots, 0.9, 1.0\}$  e  $T_x = \{0.2, 0.4, 0.6, \dots, 6.6, 6.8, 7.0\} \times 10^{-4}$  segundos. Para cada uma das combinações de elementos dos quatro conjuntos, determinou-se o valor de  $T_D$  através da aplicação do modelo apresentado no Capítulo 3. Todos os valores de  $T_D$  foram guardados numa tabela a quatro dimensões, indexados através dos valores do domínio  $(n, \lambda, p_b, T_x)$ . A tabela é utilizada para aproximar o valor de  $T_D$  em tempo real, utilizando para isso um interpolador linear. A Figura 4.3 ilustra o atraso total do protocolo MAC ( $T_D$ ) para o cenário de carga anteriormente definido. A Figura 4.4 representa a estimativa do atraso total do protocolo MAC obtida através do interpolador. Os resultados comprovam que o estimador aproxima o tempo de atraso total do protocolo MAC. Através da Figura 4.4 observa-se que  $T_D$  varia com a carga da rede, e a envolvente dos valores da estimativa de  $T_D$  aproximam-se da envolvente de  $T_D$ . A Figura 4.5 apresenta o erro de interpolação

normalizado, sendo definido como a distância entre o valor de  $\hat{T}_D$  (dado pela expressão (4.2)) e o valor de  $T_D$  aproximado pelo interpolador, normalizada pelo valor de  $\hat{T}_D$ . Este erro é função da granularidade dos valores que integram a tabela a quatro dimensões usados pelo interpolador. A figura ilustra o instante da simulação em que o erro de interpolação atinge o seu máximo, concluindo-se que o erro de interpolação se situa sempre abaixo de 8%.

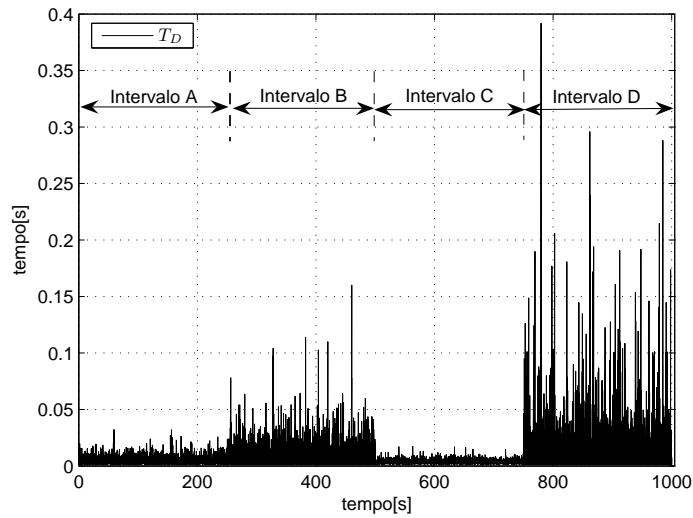


Figura 4.3: Dados de simulação para os valores de  $T_D$ .

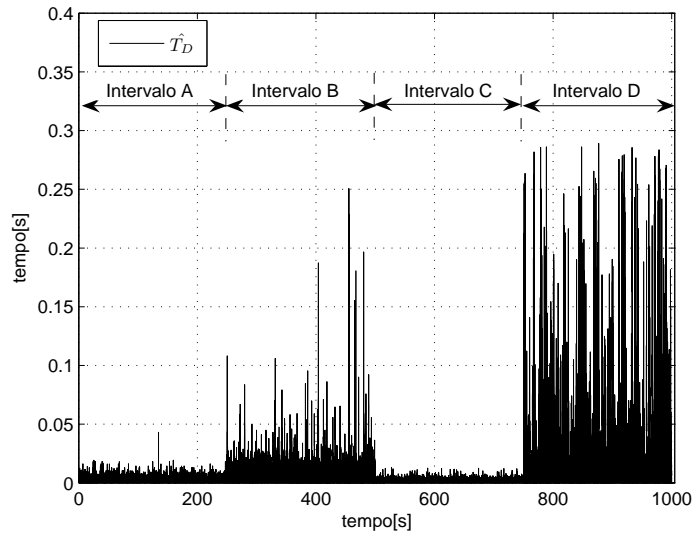


Figura 4.4: Estimativa de  $T_D$  obtida através do interpolador.

Este exemplo utiliza o modelo do protocolo MAC para calcular os valores guardados na

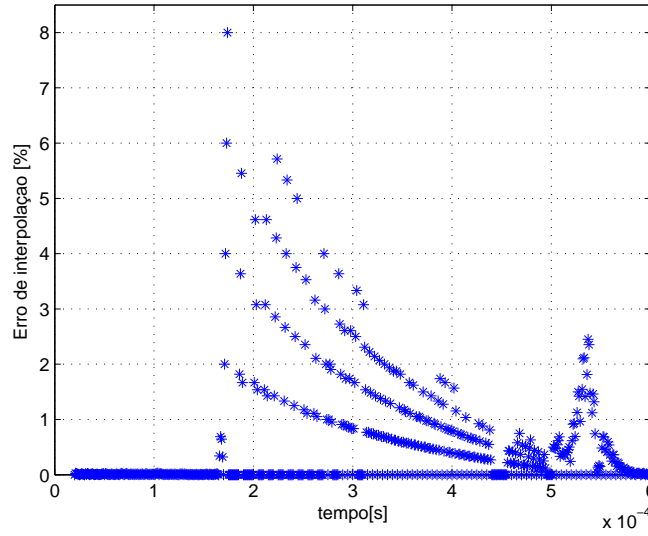


Figura 4.5: Erro de interpolação na obtenção de  $T_D$  para um dado intervalo de simulação.

tabela de interpolação. O exemplo é pouco realista porque é assumido tráfego homogéneo e, a menos que todos os nós estejam saturados, a probabilidade de uma rede não saturada se encontrar numa situação de tráfego homogéneo é muito baixa. Ao se assumir tráfego homogéneo, nenhum nó poderá estimar o tempo de serviço sem que tenha algumas tramas para transmitir, pois são as transmissões de tramas efectuadas no passado que permitem obter a estimativa do tempo médio de duração de um estado de *backoff*. Descreve-se na próxima secção outro exemplo de aplicação do modelo onde não é necessário que um nó tenha tramas para transmitir para estimar o tempo de atraso médio do protocolo MAC.

### 4.3 Exemplo de aplicação para tráfego heterogéneo

Esta secção apresenta um exemplo de aplicação de um modelo do MAC onde, ao contrário do exemplo apresentado na secção anterior, não se utilizam resultados obtidos directamente a partir do modelo proposto no Capítulo 3. Baseando-se no conhecimento adquirido com o modelo, este exemplo segue uma metodologia que permite determinar o tempo de serviço do protocolo MAC ( $T_S$ ) e posteriormente o atraso total do protocolo MAC ( $T_D$ ) para tráfego heterogéneo. Neste exemplo considera-se a existência de tramas de um só tipo *unicast* (RTS/CTS ou básico).

### 4.3.1 Aproximação do tempo de serviço

Tal como se descreveu no Capítulo 2, cada estado de *backoff* representa uma quantidade de tempo de contenção, a qual é função da ocupação do canal. Se o canal se encontrar livre durante todo o estado de *backoff*, este durará a quantidade fixa de tempo de monitoração definida na norma (*slot time* representado por  $\sigma$ ). Mas como o canal pode ser utilizado por outros nós durante um estado de *backoff*, caso o canal se encontre ocupado durante o intervalo  $\sigma$ , o estado de *backoff* é prolongado até que o canal se encontre novamente livre. Nesta situação, este estado de *backoff* terá uma duração superior a  $\sigma$ .

Neste exemplo todos os nós monitorizam o canal de forma contínua, a fim de obter estatísticas acerca da sua ocupação. Mesmo que um nó não se encontre a executar um *backoff*, usa os intervalos de monitoração para identificar os instantes em que o canal se encontra livre (intervalos de monitoração livres, com duração  $\sigma$ ) e intervalos em que o canal se encontra ocupado. A Figura 4.6 exemplifica a duração dos diferentes intervalos de monitoração do canal de um determinado nó. Cada nó identifica o canal livre durante o intervalo  $\sigma$ , ou ocupado durante o intervalo  $\Gamma^s$  devido a existirem transmissões com sucesso, ou ocupado por colisões com duração  $\Gamma^c$ .

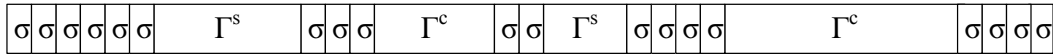


Figura 4.6: Diferentes durações dos intervalos de monitoração do canal: duração fixa  $\sigma$  quando o canal se encontra livre; duração  $\Gamma^s$  ou  $\Gamma^c$  quando o canal se encontra ocupado devido a uma transmissão com sucesso ou uma colisão.

A duração de um intervalo de monitoração quando o canal se encontra ocupado por uma transmissão com sucesso de um dos seus nós vizinhos é dada por

$$\Gamma^s = \begin{cases} RTS + \mathbb{E}[p] + CTS + 3SIFS + ACK + 4\delta + DIFS & \text{unicast modo RTS/CTS} \\ \mathbb{E}[p] + SIFS + 2\delta + ACK + DIFS & \text{unicast modo básico} \end{cases}, \quad (4.8)$$

onde  $\mathbb{E}[p]$  representa o tempo de ocupação do canal devido à transmissão da trama (incluindo os cabeçalhos e o preâmbulo associados ao nível físico e sub-nível MAC). Da mesma forma, a duração do intervalo de monitoração quando o canal se encontra ocupado por

uma colisão entre várias tramas de dados é dada por

$$\Gamma^c = \begin{cases} RTS + EIFS + \delta & \text{unicast modo RTS/CTS} \\ \mathbb{E}[p] + EIFS + \delta & \text{unicast modo básico} \end{cases}. \quad (4.9)$$

Caso se assuma um comprimento de tramas constante o parâmetro  $\mathbb{E}[p]$  é conhecido. Consequentemente,  $\Gamma^s$  e  $\Gamma^c$  também são conhecidos, pois os restantes parâmetros de que dependem são constantes temporais definidas na norma IEEE 802.11.

Considere-se uma rede de salto único onde um nó  $j$  tem um conjunto finito de nós vizinhos  $\mathcal{N} = \{1, 2, \dots, n\}$ . A probabilidade de o nó  $j$  começar a transmitir num determinado *slot* é representada por  $\tau_j$ . Assumindo tráfego heterogéneo, pode ter-se  $\tau_a \neq \tau_b (a, b \in \mathcal{N})$  em estado de equilíbrio. A probabilidade de o nó  $j$  encontrar o canal livre durante um estado de *backoff* está relacionada com a probabilidade de não encontrar nenhum dos seus vizinhos a aceder ao canal, e é representada por <sup>1</sup>

$$p_i^j = \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k). \quad (4.10)$$

A probabilidade de o nó  $j$  encontrar o canal ocupado devido a uma transmissão com sucesso realizada pelo seu vizinho  $u$  está relacionada com o facto de o vizinho  $u$  ser o único nó a aceder ao canal e é dada por

$$p_s^j = \sum_{u=1}^n \left( \tau_u \prod_{k \in \mathcal{N} \setminus \{u\}} (1 - \tau_k) \right). \quad (4.11)$$

A probabilidade de o nó  $j$  encontrar o canal ocupado devido a colisões entre tramas é representada pelo subconjunto de casos em que o canal se encontra ocupado (com probabilidade  $1 - p_i^j$ ), excluindo os casos de transmissões com sucesso, ou seja,

$$p_c^j = 1 - p_i^j - p_s^j. \quad (4.12)$$

Uma vez que só se considera neste exemplo tráfego do tipo *unicast*, o valor esperado da

---

<sup>1</sup>Nesta secção adopta-se a notação  $x^h$  para descrever a grandeza  $x$  associada ao nó  $h$ , e utiliza-se a notação  $(a)^b$  para expressar a operação de exponenciação com base  $a$  e expoente  $b$ .

duração de um estado de *backoff* dado por (3.45) resume-se a

$$T_x = p_i^j \sigma + p_s^j \Gamma^s + p_c^j \Gamma^c. \quad (4.13)$$

Neste exemplo, o valor de  $T_x$  é aproximado a partir do canal. Assumindo que cada nó monitoriza o canal nos últimos  $B$  intervalos de monitoração (*slots*), e sejam  $\mathcal{I}$ ,  $\mathcal{S}$  e  $\mathcal{C}$  os conjuntos de intervalos de monitoração em que o canal foi encontrado livre, ocupado por transmissões com sucesso, ou ocupado devido à existência de colisões, respectivamente. As probabilidades  $p_i^j$ ,  $p_s^j$  e  $p_c^j$  podem ser aproximados em tempo real pelas frequências relativas dadas por

$$\hat{p}_i^j = |\mathcal{I}|/B, \quad (4.14)$$

$$\hat{p}_s^j = |\mathcal{S}|/B, \quad (4.15)$$

$$\hat{p}_c^j = |\mathcal{C}|/B, \quad (4.16)$$

onde  $|\mathcal{S}|$  representa a cardinalidade do conjunto  $\mathcal{S}$ .

Sabendo  $T_x$  (dado por (4.13)), o tempo de contenção médio para cada etapa de *backoff*  $k$  é dada por

$$T_C(k) = \frac{W_k - 1}{2} T_x, \quad (4.17)$$

onde  $W_k$  representa a janela de contenção representada em (2.1), e  $k \in \{1, \dots, m\}$ .

Cada transmissão pode começar em diferentes estados lógicos da norma 802.11 e o tempo de serviço para cada um deles é caracterizado de forma distinta. Ao contrário da simplificação que se assumiu no modelo apresentado no Capítulo 3 (que facilitava a computação numérica do modelo), considera-se agora que, no início de uma nova transmissão, o nó pode não efectuar o *pre-backoff*, transmitindo imediatamente, caso o canal se encontre livre durante o período de espera inicial DIFS. Quando um nó acede ao canal e este fica ocupado durante o intervalo mínimo de espera DIFS, o que sucede com probabilidade

$1 - p_\psi$ , o tempo médio de serviço é aproximado por

$$T_1 = T_C(1) + \Gamma^s + \sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c), \quad (4.18)$$

onde  $T_C(1)$  representa o tempo médio de duração do *pre-backoff*,  $\Gamma^s$  é o tempo de ocupação do canal devido à transmissão, e  $\sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c)$  representa o tempo médio atribuído às  $m - 1$  possíveis tentativas de retransmissão.

Caso o canal seja inicialmente encontrado livre durante toda a duração do intervalo DIFS, o que sucede com probabilidade  $p_\psi$ , o nó pode aceder logo ao canal e o valor médio do tempo de serviço é aproximado por

$$T_2 = p_i^j \Gamma^s + (1 - p_i^j) \left[ \Gamma^s + \sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c) \right], \quad (4.19)$$

onde  $p_i^j \Gamma^s$  representa o caso em que o canal é encontrado livre e o nó não aplica o *pre-backoff*, sendo o tempo de serviço o tempo de ocupação do canal devido à transmissão (que inclui o intervalo DIFS). Em (4.19) a componente  $(1 - p_i^j) [\Gamma^s + \sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c)]$  representa o tempo médio na situação em que falha pelo menos a primeira tentativa de transmissão.

Quando uma trama se encontra na cabeça da fila de espera e o *post-backoff* da transmissão anterior ainda contém  $l$  estados para decrementar, o valor médio esperado do tempo de serviço é dado por

$$T_3 = lT_x^j + \Gamma^s + \sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c), \quad (4.20)$$

onde  $lT_x^j$  representa o tempo do *post-backoff* que ainda falta para o nó ter acesso ao meio,  $\Gamma^s$  representa a ocupação do meio pela primeira tentativa de transmissão e  $\sum_{k=2}^m (1 - p_i^j)^{k-1} (T_C(k) + \Gamma^c)$  é o valor esperado da duração das possíveis  $m - 1$  tentativas de retransmissão.

O tempo de serviço médio esperado é neste caso dado por

$$T_S = p_\vartheta [(1 - p_\psi)T_1 + p_\psi T_2] + (1 - p_\vartheta)T_3. \quad (4.21)$$

As equações (4.18) e (4.19) estão associadas a situações onde a transmissão da trama se realiza com a fila de espera vazia. Daí  $T_1$  e  $T_2$  estarem multiplicadas pela probabilidade de a fila de espera se encontrar vazia ( $p_\vartheta$ ). Já a equação (4.20) descreve o tempo de serviço para o caso de *post-backoff*, estando por isso multiplicado pela probabilidade de a fila não se encontrar vazia ( $1 - p_\vartheta$ ).  $p_\psi$  representa a probabilidade de encontrar o canal livre durante o intervalo DIFS. Ambas as probabilidades  $p_\vartheta$  e  $p_\psi$  podem ser estimadas localmente, através da observação do canal e da fila de espera do protocolo MAC.

Tendo  $\hat{p}_i^j$ ,  $\hat{p}_s^j$  e  $\hat{p}_c^j$  e conhecendo as probabilidades  $p_\vartheta$  e  $p_\psi$ , é possível aproximar o tempo de serviço. Mas, em tempo real, terá de se ter em atenção a duração variável do intervalo de monitoração. Enquanto que o intervalo de monitoração livre dura  $\sigma$ , assume-se que o canal é efectivamente observado ocupado durante o intervalo  $\Gamma_{tx} = \Gamma^s - DIFS$ , o que é possível, considerando que a duração do *timeout* da trama ACK é igual ao tempo necessário para receber a trama ACK quando a transmissão tem sucesso. Desta forma, a probabilidade de o canal se encontrar livre durante o intervalo DIFS (que é um intervalo fixo com duração  $2.5\sigma$ ) toma em atenção a duração variável do intervalo de monitoração e é dada por

$$\hat{p}_\psi \approx (\hat{p}_i^j \sigma) / (\hat{p}_i^j \sigma + (1 - \hat{p}_i^j) \Gamma_{tx}). \quad (4.22)$$

Para estimar  $p_\vartheta$  amostra-se periodicamente o número de tramas em espera para transmissão. Seja  $q$  a soma do número de tramas em espera amostradas nos  $B$  intervalos de monitoração (utilizados em (4.14), (4.15) e (4.16)), a probabilidade de a fila se encontrar vazia é aproximada por

$$\hat{p}_\vartheta = 1 - q/(BK), \quad (4.23)$$

onde  $K$  representa o tamanho da fila de espera (em tramas). Dado que os intervalos de monitoração são variáveis, utiliza-se a frequência de amostragem  $1/(\hat{p}_i^j \sigma + (1 - \hat{p}_i^j))$ , o qual toma em conta a duração média do intervalo de monitoração e é uma aproximação semelhante à utilizada em [DLLM06], onde a probabilidade condicional da chegada de novas tramas à fila de espera para intervalos de monitoração livres e ocupados é considerada



proporcional ao comprimento dos intervalos. Por fim,  $l$  em (4.20) é aproximado pelo comprimento médio da janela de contenção, dado por  $(W_1 - 1)/2$ , o qual corresponde ao caso em que pelo menos uma trama se encontra na fila de espera quando é finalizada a transmissão da trama anterior.

### 4.3.2 Resultados experimentais

Os resultados experimentais apresentados nesta sub-secção foram obtidos com uma rede de salto único, onde 10 nós enviam tramas de comprimento fixo com 2000 bytes de dados úteis. As simulações realizadas com o simulador *ns-2* [Inf07] utilizaram a parametrização apresentada na Tabela 4.2.

A Figura 4.7 ilustra o valor das probabilidades  $1 - \hat{p}_i^j = \hat{p}_s^j + \hat{p}_c^j$  e  $\hat{p}_c^j$  obtidas em tempo real pelo nó  $j$  aplicando (4.14), (4.15) e (4.16). As tramas são geradas de acordo com uma distribuição exponencial, e o ritmo médio de geração de tramas varia para cada simulação (os pontos da figura referem-se aos valores de carga na rede - entre 1 trama/nó/s até 60 tramas/nó/s). Neste cenário (cenário A), a média do ritmo de geração de tramas é igual para todos os nós (tráfego homogéneo). A figura identifica as duas regiões de operação da rede, sendo que a rede se apresenta saturada para um ritmo de geração de tramas superior a 420 tramas/s.

A Figura 4.8 ilustra os valores de  $1 - \hat{p}_i^j = \hat{p}_s^j + \hat{p}_c^j$  e  $\hat{p}_c^j$  obtidos num cenário de carga heterogéneo onde um dos nós (nó 1) gera cerca de 75% do tráfego total da rede, enquanto que os restantes nove geram os restantes 25%. As duas curvas a ponteados representam os valores das probabilidades apresentadas na Figura 4.7 e permitem comparar os valores nos cenários de tráfego homogéneo e heterogéneo. Como se observa, as probabilidades

Tabela 4.2: Parametrização da simulação e da norma IEEE 802.11b DSSS utilizada nos resultados experimentais.

SIFS	10 $\mu s$	ritmo de transmissão de dados	11 Mbps
DIFS	50 $\mu s$	$\phi$	416 $\mu s$
EIFS	364 $\mu s$	ACK	304 $\mu s$
$\sigma$	20 $\mu s$	Atraso de Propagação ( $\delta$ )	1 $\mu s$
Etapas de <i>backoff</i> ( $m$ )	7	ACK <i>Timeout</i>	304 $\mu s$
$W_0$	32	Tempo de Simulação	100 s
Comprimento da fila de espera ( $K$ )	20	Comprimento das tramas	2000 bytes
Comprimento da janela de amostragem ( $B$ )	6000	Mecanismo de transmissão	básico

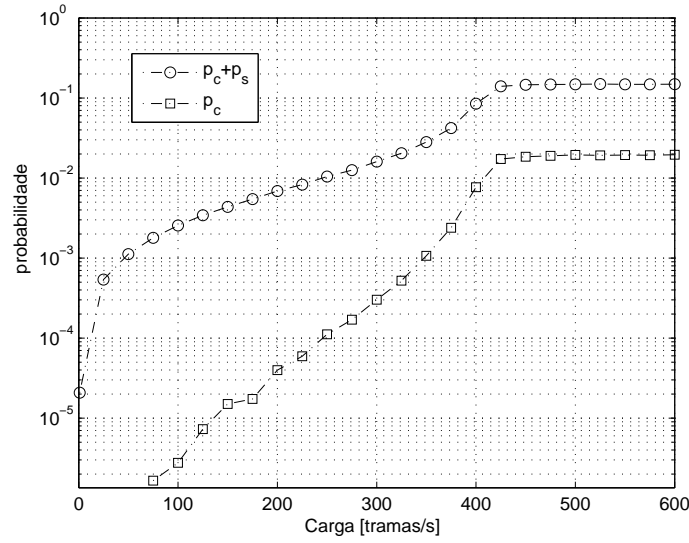


Figura 4.7: Média da estimativa dos valores de  $p_s^j$  e de  $p_c^j$  obtida pelo nó  $j$  num cenário de tráfego homogêneo - cenário A.

de colisão e os intervalos de monitoração ocupados diminuem no cenário de tráfego heterogêneo. Esta observação é justificada pelo facto da probabilidade de duas ou mais transmissões colidirem diminuir quando o tráfego é heterogêneo. Havendo menos colisões, existem menos retransmissões e o canal tende a ser monitorizado livre num maior número de intervalos de monitoração.

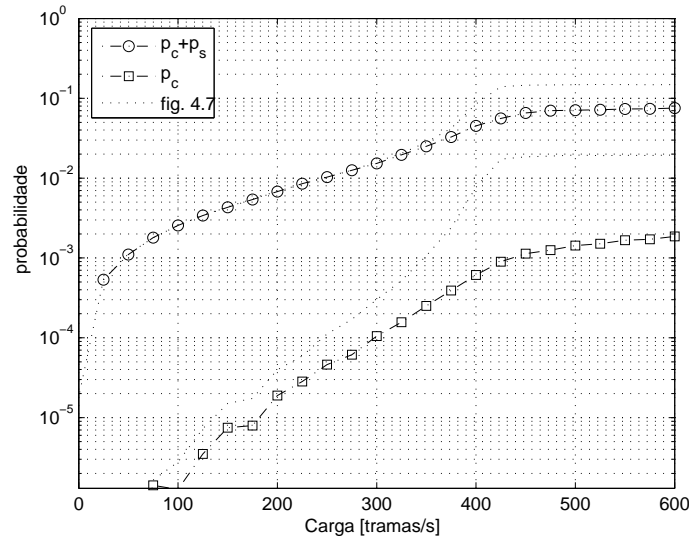


Figura 4.8: Média da estimativa dos valores de  $p_s^j$  e de  $p_c^j$  obtida pelo nó  $j$  num cenário de tráfego heterogêneo - cenário B.

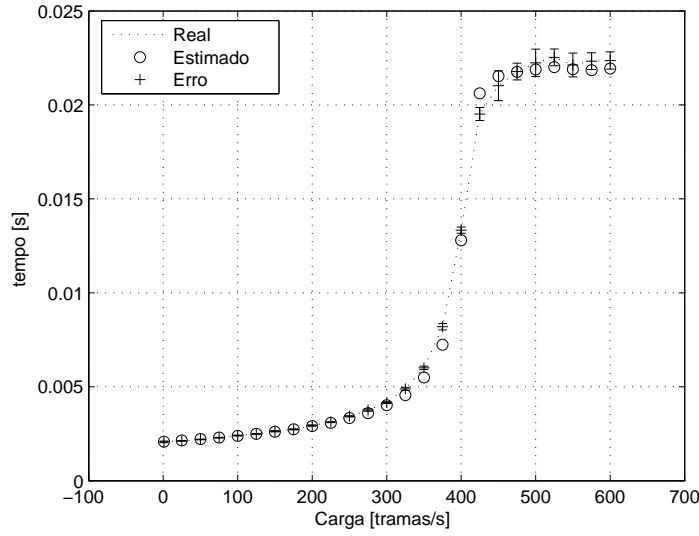


Figura 4.9: Média da estimativa e dos valores reais (obtidos através de simulação) do tempo de serviço ( $T_S$ ) para o cenário de carga homogênea (cenário A).

A Figura 4.9 representa a média dos tempos de serviço estimados por um nó que pertence ao cenário de simulação A (tráfego homogêneo). A média do tempo de serviço estimado é comparada ao tempo de serviço real medidos no MAC do mesmo nó (designado no gráfico por "Real"). Os resultados aferem a precisão da estimação a longo prazo, identificando uma região onde a precisão do estimador diminui, a qual ocorre próximo da transição de não saturação para saturação de tráfego (perto do valor de carga 400 tramas/s, para valores de  $\rho$  entre 0.47 ( $\lambda = 350$  tramas/s) e 0.57 ( $\lambda = 450$  tramas/s)). As Figuras 4.10 e 4.11 ilustram um gráfico das mesmas grandezas para o cenário de carga heterogênea (cenário B). A Figura 4.10 mostra o tempo de serviço real e estimado de um dos nove nós que originam cerca de 25% da carga da rede. A Figura 4.11 refere-se ao nó que gera cerca de 75% da carga total da rede. Observa-se para os dois tipos de nós (Figuras 4.10 e 4.11) que a transição da região de não saturação para saturação é mais lenta do que no caso de tráfego homogêneo (comparado com a Figura 4.9). Tal como esperado, o tempo de serviço é maior para os nós com carga inferior, pois o canal é encontrado mais vezes ocupado por um dos nove nós que originam 25% da carga do que pelo nó que origina 75% da carga total da rede.

A Figura 4.12 representa a média das probabilidades de a fila de espera se encontrar vazia, apresentando as medidas/estimativas relativas ao cenário B para o nó que gera 75%

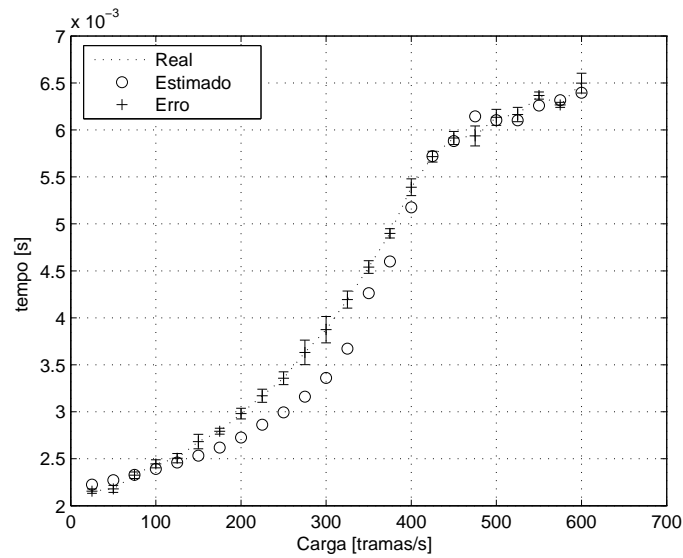


Figura 4.10: Média dos valores do tempo de serviço estimados e reais para o cenário B - valores estimados/medidos por um dos 9 nós com carga baixa.

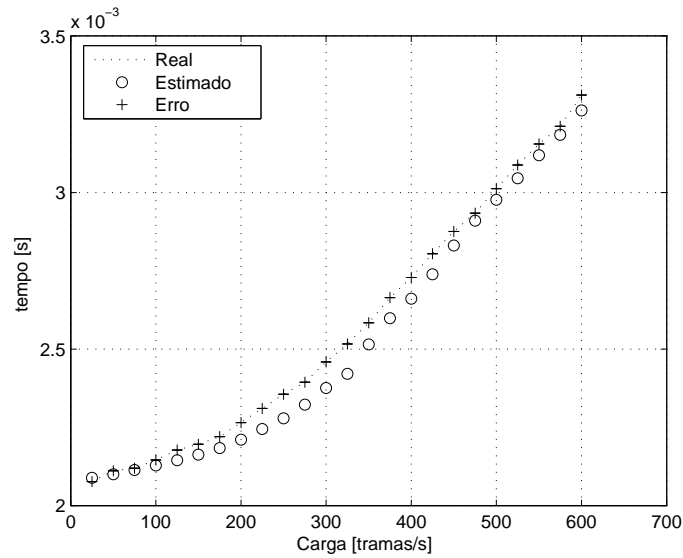


Figura 4.11: Média dos valores do tempo de serviço estimados e reais para o cenário B - valores estimados/medidos pelo nó que origina 75% da carga total da rede.

do tráfego (nó 1), e para um dos nove nós que gera os restantes 25% (nó 5). Os resultados indicam que o nó que gera mais carga apresenta valores inferiores de  $p_d$ , o que se justifica pelo facto de este nó ter um maior rácio entre o ritmo de geração de tramas e o ritmo de serviço de tramas.

A Figura 4.13 ilustra os resultados do erro de estimação, utilizando dois valores diferentes para o número de amostras recolhidas para efectuar a estimação ( $B$ ). O erro é

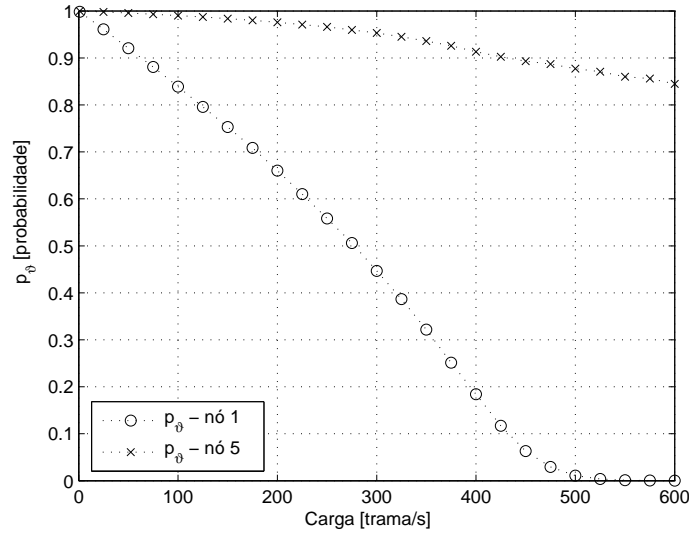


Figura 4.12: Média dos valores de probabilidade  $p_\theta$  estimados e medidos pelo nó 1 (gera 75% da carga total da rede) e nó 5 (gera 25%/9 da carga total da rede).

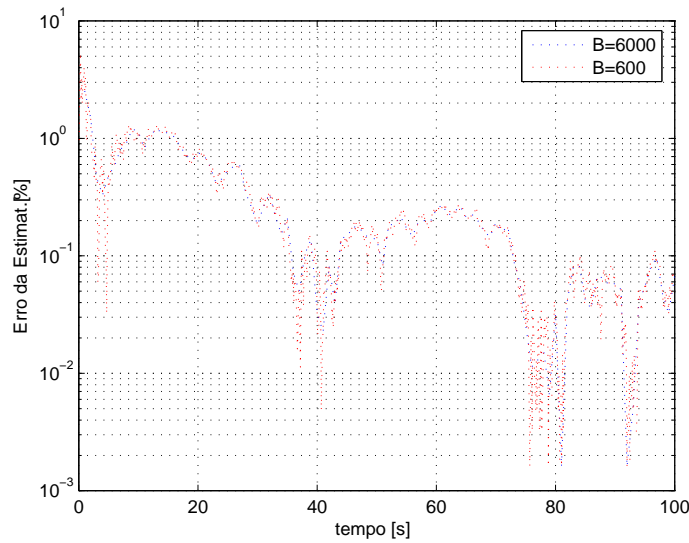


Figura 4.13: Erro da estimativa para duas dimensões do conjunto de amostras do estimador ( $B$ ).

apresentado em percentagem, sendo normalizado pelo tempo de serviço médio medido em cada nó. Os resultados são obtidos para o valor de carga de 500 tramas/s e com o mesmo cenário da Figura 4.10. O erro é inferior a 1% depois de 2 segundos de tempo de simulação para ambos os valores de  $B$  utilizados, e nunca cresce mais de 7% a partir do instante em que se encontram amostradas as  $B$  amostras usadas no estimador.

Os resultados obtidos neste exemplo expressam o comportamento mais vantajoso da

norma quando o tráfego da rede é heterogêneo (face a tráfego homogêneo com o mesmo valor de carga). O estimador apresentado, embora muito simples, gera estimativas com precisão satisfatória sem necessitar de grande capacidade de computação. No entanto, caso o tráfego gerado em cada um dos nós varie rapidamente o padrão de geração das tramas (que neste caso é amostrado a partir de uma distribuição exponencial, cuja média é constante), este estimador não é recomendado porque não considera a variância ou momentos estatísticos de ordem superior na amostragem dos intervalos de monitoração do canal. Este campo levanta grandes oportunidades para desenvolvimento de trabalho futuro, nomeadamente na aplicação de técnicas da teoria de estimação, as quais poderão utilizar paradigmas mais avançados na estimação do tempo de serviço.

## Capítulo 5

# Localização de recursos em redes *ad hoc* móveis

Os serviços de localização de recursos em redes *ad hoc* móveis são usados para obter a localização de um ou mais recursos disponíveis na rede, os quais podem ser materializados em ficheiros, recursos computacionais, etc. Os protocolos de encaminhamento são um tipo particular de serviço de localização, onde os recursos a localizar são os endereços dos nós para onde se deseja enviar informação. Os algoritmos de localização de recursos assumem particular importância, pois os protocolos de níveis superiores dependem do seu desempenho, influenciando significativamente o comportamento total da pilha de protocolos dos nós.

Nas redes *ad hoc* móveis, caracterizadas pela falta de infra-estrutura fixa e pela existência de conexões sem fios suportadas por múltiplos nós, o problema da realização da localização de recursos é ainda mais complexo do que em redes onde a infra-estrutura e a natureza das suas conexões são mais estáveis. A falta de garantias de fiabilidade, associada nomeadamente à mobilidade dos nós e à dependência temporal dos canais sem fios, invalida a utilização dos serviços de localização tradicionalmente executados nas redes infra-estruturadas. Estes incluem os serviços de localização centralizados e alguns serviços infra-estruturados utilizando topologias virtuais, os quais apresentam elevados custos associados à entrega da informação aos diferentes nós da rede quando realizados em redes *ad hoc* móveis (quer em desperdício de largura de banda, quer ao nível energético). Outro dos

problemas associado à localização de recursos em redes *ad hoc* IEEE 802.11 é a quantidade de tráfego *broadcast* utilizada no processo. Tal como foi estudado no capítulo 3, à medida que os ritmos utilizados para tráfego *unicast* aumentam, indicando melhor qualidade dos canais, o aumento de tráfego *broadcast* diminui o desempenho do protocolo MAC. Dessa forma, os algoritmos de localização devem ser desenhados de forma a minimizar a quantidade de tráfego *broadcast* gerado.

Este capítulo aborda a problemática da localização de recursos em redes *ad hoc* móveis, apresentando um algoritmo para organização da topologia da rede baseado na constituição de uma rede virtual hierárquica (RVH) através de agrupamento de nós. O algoritmo organiza a rede virtual de forma a atenuar o efeito da mobilidade e da carga da rede na gestão da topologia. Após a descrição do algoritmo, analisam-se algumas melhorias relativas à proposta inicial, tendo em conta a mobilidade dos nós e a natureza do sub-nível MAC. Na parte final do capítulo, exploram-se as capacidades do algoritmo de organização da topologia através de dois algoritmos de localização de recursos com diferentes níveis de informação da vizinhança. Neste capítulo é assumido que não existe disponibilidade de informação geográfica relativa à posição onde se encontra cada um dos nós, o que é particularmente verdadeiro em cenários de transmissão no interior de edifícios. Os algoritmos descritos são propostos para redes *ad hoc* móveis IEEE 802.11.

## 5.1 Introdução

Os serviços de localização tradicionalmente associados às redes infra-estruturadas baseiam-se em conexões permanentes (usando maioritariamente o protocolo TCP - *Transmission Control Protocol*), que não se adaptam a cenários onde existe mobilidade dos nós. A mobilidade origina estados de incoerência entre a topologia virtual desenvolvida para efectuar a localização do recurso e a topologia real da rede, resultando num grande desperdício da largura de banda disponível e numa elevada taxa de não localização dos recursos requeridos.

Os serviços de localização são normalmente classificados em duas grandes classes, dependendo de como é efectuada a procura:

- se é utilizado um mecanismo de procura orientada (guiada) por um conjunto de nós



específicos;

- se é utilizada uma aproximação do tipo inundação de rede.

Os mecanismos de procura orientada são usados em serviços estruturados de *peer-to-peer* (P2P) (exemplo Pastry [RD01], Tapestry [HKRZ02], Gnutella [TK02], FastTrack [Pee01], etc.) e em serviços de directório (LDAP [HSG03]). Neste caso, a informação de indexação é gerada quando é criado um novo recurso e é guardada num subconjunto de nós. Cada nó é responsável por um subconjunto dos índices da base de dados de índices. Estes mecanismos criam também a informação necessária para encaminhar os pedidos de localização para os nós que possuem o recurso. Contudo, a procura orientada por um conjunto de nós específicos apresenta frequentemente um baixo desempenho em redes *ad hoc* móveis porque:

- a manutenção das tabelas de encaminhamento da rede P2P apresenta um custo muito elevado em redes mais instáveis [BP98];
- é muito ineficiente concentrar a informação dos índices num nó potencialmente instável.

No entanto, alguns dos algoritmos de localização de recursos em redes *ad hoc* móveis aplicam algumas das características organizacionais das redes estruturadas P2P. O protocolo *Dynamic P2P Source Routing* (DPSR) [HDP03] explora o compromisso entre a utilização de memória e a probabilidade de falha no caminho de encaminhamento: recorrendo à organização das redes estruturadas do tipo P2P, os nós só guardam no seu repositório um subconjunto de caminhos, em vez de guardarem o caminho completo para todos os destinos. Outro protocolo, Kelop [BL03], usa a informação contida nas tabelas de encaminhamento e alguns mecanismos de perda de coerência para melhorar o desempenho de sistemas P2P estruturados sobre redes *ad hoc* móveis. Contudo, estes dois protocolos exibem baixo desempenho para redes em que os nós apresentem alta mobilidade, pois a mobilidade dos nós não é tida em conta no seu desenho.

Os algoritmos de localização baseados em inundação da rede (utilizados em diversos protocolos, incluindo os protocolos *Service Location Protocol* [EG99], *Web Services Dynamic Discovery* [J. 05], e sendo parte integrante de diversos algoritmos de encaminhamento

para redes *ad hoc*, tais como, [PR99] e [JM96]) estão mais adaptados às redes *ad hoc* móveis devido aos custos de registo de os nós serem nulos. No entanto, a fase de busca pode originar um grande consumo da largura de banda disponível. Geralmente, os recursos são localizados inundando a rede com um pedido de localização de recurso (*query*). A *query* é, no pior caso (denominado inundação pura), retransmitida uma vez por todos os nós que a recebam, de forma a ser propagada a todos os nós da rede. Assim, todos os nós vizinhos serão "inundados" pelo pedido de localização do recurso. Um nó que possua o recurso requerido envia uma resposta (*hit*), a qual explicita a existência do recurso na rede e a localização do mesmo. O grande desafio dos algoritmos de localização baseados em inundação da rede centra-se na minimização do número de nós que devem transmitir a *query*, de modo a diminuir o consumo de largura de banda associada à inundação total da rede. Como a inundação é baseada em tramas do tipo *broadcast*, é fundamental a minimização deste tipo de tráfego, pois, tal como se estudou no Capítulo 3, o desempenho da norma IEEE 802.11 é particularmente dependente da quantidade de tráfego *broadcast* gerado.

A inundação da rede pode também ser realizada através de uma rede virtual hierárquica (RVH) (ex. [TK02]). Para redes com maior densidade de nós, a inundação da *query* pode gerar um elevado número de acessos simultâneos ao canal, o que poderá originar uma situação de tempestade de *broadcasts* [NTCS99]. Para limitar este problema, é habitual organizar os nós em níveis hierárquicos distintos, através da aplicação de técnicas de agrupamento de nós, e restringir a transmissão da mensagem a um conjunto de nós dominantes e conectados (CNDC), através dos quais é possível cobrir o conjunto total dos nós que constituem a rede. Os nós não incluídos no CNDC devem ter um papel passivo, não transmitindo as *queries* recebidas e respondendo somente aos pedidos de localização de recursos, caso possuam o recurso explicitado no pedido. No entanto, a organização dos nós de forma hierárquica não resolve em si o problema. O facto de dependerem muitas vezes de configurações estáticas, tal como sucede com os nós *rendezvous peers* no JXTA [SM04] ou dos nós *ultra-peers* no caso do Gnutella [TK02], faz com que o desempenho baixe quando a mobilidade dos nós aumenta.

Estes factos justificam a necessidade de novos algoritmos, ou seja, um algoritmo que

constitua subconjuntos de nós (denominados grupos de *broadcast* (GB)) que, usando um conjunto de heurísticas, seja capaz de eleger um líder do grupo de *broadcast* (LGB) responsável por difundir os pedidos de localização de recursos para o grupo de *broadcast*. Na literatura, é habitual utilizar-se outros nomes para os nós LGB, tais como *cluster-head* ou *multipoint relay*. A informação acerca dos nós vizinhos é normalmente obtida por cada nó através do envio periódico de uma trama (*beacon*) por todos os nós (ex. protocolos OLSR [JMC<sup>+</sup>01], CGSR [CCG97], AODV [PR99], etc.). No entanto, pode não ser necessário o envio periódico do *beacon*, caso a informação nele contida possa ser obtida por outro meio. Por exemplo, o protocolo ABC-QS (*Associativity Based Clustering and Query Stride*) [CY02] propõe uma modificação na implementação do protocolo MAC para incluir informação nas tramas de ACK acerca da topologia da rede, reduzindo o número de envios de *beacons*. Contudo, esta modificação não é trivial num cenário com elevado número de nós e necessita de alterações ao nível dos protocolos utilizados na rede sem fios.

O algoritmo de agrupamento dos nós origina sempre algum consumo da largura de banda disponível, e o consumo depende da dimensão do *beacon*, a qual depende da informação do estado da vizinhança requerida pelo algoritmo. Numa rede em que os nós apresentem elevados valores de mobilidade, a informação deve ser local ou quase local, pois a probabilidade de a informação recolhida ficar desactualizada é elevada. Neste caso, é vantajoso usar somente informação dos nós no raio de alcance de rádio, ou, quando muito, acerca dos vizinhos dos vizinhos (informação contida a dois saltos do nó). [WL03] classifica os algoritmos de agrupamento de acordo com o estado da informação usado para criar o CNDC. Os algoritmos podem utilizar informação distanciada a diferentes saltos, a qual é difundida pelos *beacons*. Estendendo a classificação apresentada em [WL03], os algoritmos de agrupamento podem utilizar informação contida nos nós a

- 1 salto: o *beacon* só contém informação acerca do nó que o envia;
- 1.5 saltos: o *beacon* contém informação acerca do nó que o envia e do seu LGB;
- 2 saltos: o *beacon* contém informação acerca do nó que o envia e dos seus nós vizinhos;
- 2.5 saltos: o *beacon* contém informação acerca do nó que o envia, dos seus nós vizinhos e dos LGB dos vizinhos.

A maioria dos algoritmos utiliza informação a 2 ou 2.5 saltos de um nó (ex. OLSR, CGSR, e [KT03]). Outros propõem a utilização da informação contida a  $k$  saltos de um nó [HP98], resultando na re-propagação da informação contida no *beacon* até ao salto  $k$ .

A informação dos nós contidos a dois saltos constitui o mínimo requerido para garantir que o CNDC cobre todos os nós. [DW04] estuda o desempenho de alguns algoritmos já propostos por diversos autores numa rede com alta densidade de nós (160 nós numa rede de múltiplos saltos com um máximo de três saltos), concluindo que os algoritmos que usam informação contida em mais saltos são mais eficientes, caso a dinâmica da mobilidade dos nós seja baixa e, paralelamente, são muito pouco tolerantes ao aumento de mobilidade dos nós. Numa rede mais instável, é mais provável que a informação contida a dois ou mais saltos esteja desactualizada, originando erros na construção do CNDC. Além disso, podem ainda ocorrer outros erros que, entre outros motivos, podem ser originados pela impossibilidade de revogar estados criados erradamente (ex. eleição do LGB em diversos algoritmos tais como o OLSR, ou limitação da informação das conexões [KT03]), o que pode originar a não cobertura de todos os nós da rede.

Outra abordagem ao problema consiste em utilizar algoritmos baseados na informação a um só salto (informação acerca dos nós vizinhos, tal como sucede no protocolo SBA - *Scalable Broadcast Algorithm* [PL00]). Uma abordagem deste tipo permite manter uma lista de vizinhos e aplicar uma heurística que restrinja o número de nós a transmitir. No protocolo SBA [PL00], os nós vizinhos atrasam o envio de *queries* de acordo com um intervalo de tempo aleatório, esperando que possam receber a *query* de um dos seus nós vizinhos enquanto cumprem o atraso. Os nós incluem a sua lista de vizinhos ( $N_q$ ) na *query* antes de a enviarem. Os nós que recebem a *query* guardam a união ( $N_u$ ) das listas  $N_q$  recebidas, comparando-as com a sua lista de vizinhos ( $N_r$ ). A transmissão do *beacon* é cancelada sempre que  $N_r$  esteja contida em  $N_u$  (o *beacon* já foi recebido por todos os vizinhos do nó). O algoritmo ABC-QS [CY02] modifica o algoritmo SBA reduzindo o atraso na busca da localização do recurso: os nós não atrasam a transmissão da *query*, caso o número de nós contidos em  $N_r$  e não contidos nas listas  $N_q$  recebidas seja maior do que o número de nós comuns a  $N_r$  e  $N_q$ . Caso a condição não se verifique, é atrasado o envio proporcionalmente ao número de nós contidos em  $N_r$  que não se encontram em

$N_q$ . No entanto, o algoritmo pode falhar para redes muito densas, onde a sobreposição de nós provoca um grande número de envios sem que a transmissão seja atrasada, originando uma tempestade de *broadcast*.

Como os nós de uma rede *ad hoc* móvel não possuem normalmente um padrão de mobilidade homogénea, alguns nós podem estar dentro do raio de alcance de outros durante um longo período (ex. vários estudantes num autocarro), enquanto que os outros se podem mover de uma forma independente. Os *beacons* podem também ser utilizados para detectar situações em que a capacidade de comunicação entre nós vizinhos ainda é válida, recorrendo à estabilidade das ligações. Este conceito denominado estabilidade relativa aplicada à mobilidade dos nós, foi introduzido pelo algoritmo de encaminhamento ABR - *Associativity-Based Routing* [Toh97]. Este algoritmo propõe uma nova métrica para o encaminhamento, obtida através do número de *beacons* recebidos de um determinado nó vizinho (o número de *beacons* recebidos representa o nível de estabilidade de uma dada ligação). O autor utiliza a quantidade de *beacons* recebidos ininterruptamente para caracterizar a mobilidade de um nó relativamente aos seus vizinhos. O trabalho apresentado em [MZ99] estende o conceito de estabilidade de uma ligação, efectuando medidas da estabilidade e correlacionando-o com a probabilidade de falha na transmissão. [DRWT97] correlaciona a estabilidade da ligação com o nível de potência de rádio utilizada na transmissão.

A maioria dos algoritmos de agrupamento não tomam a estabilidade da ligação em consideração (ex. OLSR, CGSR, etc.), gerando dessa forma grupos de nós sem que a mobilidade relativa dos nós seja considerada. O algoritmo ABC-QS e o trabalho [MZ99] criam informação de encaminhamento de forma pro-activa no interior de grupos de nós estáveis que estejam conectados entre si, de forma a aumentar a velocidade da localização do recurso. No entanto, ambos ignoram a informação acerca da estabilidade das ligações em situações de inundação total da rede para buscas que cubram múltiplos grupos de nós estáveis.

Os exemplos dados anteriormente explicitam a importância de alguns factores no desempenho dos serviços de localização de recursos. Entre estes, destacam-se:

- a mobilidade dos nós, a qual poderá conduzir a frequentes estados de incoerência de

informação;

- a carga da rede, que, em protocolos de acesso aleatório ao meio (tais como o IEEE 802.11 DCF), poderá resultar em elevados rácios de perda de tramas devido a colisões, bem como a situações de saturação da capacidade da fila de espera de transmissão do protocolo MAC;
- a necessidade de minimizar a quantidade de tráfego *broadcast*, pois o desempenho da rede é dependente da quantidade deste tipo de tráfego;
- a necessidade de interacção entre as várias camadas da pilha de protocolos de um nó, pois não é possível aumentar o desempenho dos algoritmos de localização de recursos sem possuir informações contidas, muitas vezes, em diferentes camadas da pilha de protocolos do nó.

Estes desafios apontam para a necessidade de desenvolver novos algoritmos que possam adaptar-se às condições mais específicas impostas por este tipo de redes e, dessa forma, aumentar o grau de desempenho dos mesmos. Por isso, devem explorar-se as diferentes estratégias de localização de recursos, bem como dotar os nós de técnicas que consigam adaptar dinamicamente o seu comportamento às condições observadas na rede.

## 5.2 Organização da topologia da rede

### 5.2.1 Agrupamento de nós baseado em estabilidade das ligações

As técnicas de optimização da inundação da rede apresentadas neste capítulo baseiam-se numa rede virtual construída sobre a rede *ad hoc*, a qual hierarquiza os nós de forma dinâmica em dois níveis diferentes. A rede virtual hierárquica (RVH) é constituída dinamicamente e em tempo real através de um algoritmo de baixa complexidade baseado no conceito de estabilidade de ligação. A rede é dividida em vários grupos, e o algoritmo agrupa nós "estáveis" em grupos de nós que se encontram localizados a 1 salto, utilizando para isso informação da "estabilidade" a 1.5 saltos. Este algoritmo objectiva a organização da topologia, de forma a definir um conjunto de nós que, pelas suas características de mobilidade, podem ser utilizados como nós de difusão dos pedidos de localização de recursos,

minimizando o número de nós que realizam o pedido. Desta forma, não só se objectiva a redução do tráfego *broadcast* gerado na rede, como se pretende aumentar a eficiência da localização face à mobilidade dos nós.

Cada nó elege um LGB (líder de grupo de *broadcast*), utilizando o algoritmo de agrupamento. Para apresentar o algoritmo, começa-se por definir alguns conceitos base. São assumidas conexões bidireccionais entre dois nós. A definição de vizinhança apresentada no Capítulo 1 (Definição 1.2) é redefinida, tendo em conta que, agora, existe um meio lógico de identificação dos vizinhos físicos (identificação através do envio/recepção de *beacons*).

**Definição 5.1.** Noção de Vizinhança Lógica:

Seja  $N_x$  o conjunto de nós de quem o nó  $n_x$  recebe *beacons* durante um determinado intervalo de tempo.  $N_x$  representa o conjunto de nós vizinhos lógicos de  $n_x$ .

Note-se que a Definição 1.2 se refere às condições necessárias para o estabelecimento de comunicação física entre dois nós. A noção de vizinhança lógica é mais restrita, pois dois nós podem ser vizinhos (segundo a Definição 1.2), mas, devido à não recepção de *beacons* num dado intervalo de tempo, a relação de vizinhança lógica pode não se verificar. Daqui em diante, a menos que seja dito algo em contrário, a utilização do termo vizinho refere-se à Definição 5.1.

**Definição 5.2.** Líder do Grupo de *Broadcast* (LGB):

Todo o nó  $n_a$  que pertence ao conjunto  $\mathcal{N}$  dos nós da rede pode eleger um nó vizinho denominado líder do grupo de *broadcast*. O nó LGB eleito pelo nó  $n_a$  é representado por  $\xi(n_a)$ .

**Definição 5.3.** Grupo de *Broadcast* (GB):

Dado o conjunto de nós  $N = \{n_1, n_2, \dots, n_{g-1}, n_g\}$ , a condição

$$\forall n_i \in N : \exists_1 n_{lgb} = \xi(n_i)$$

impõe que todos os nós pertencentes a  $N$  escolham o mesmo nó LGB (nó  $n_{lgb}$ ). Nestas condições um grupo de *broadcast* é definido através do conjunto  $GB = N \cup \{n_{lgb}\}$ .

Cada nó envia periodicamente *beacons*, os quais utilizam tramas do tipo *broadcast* transmitidas com frequência  $1/T_B$ . Cada *beacon* contém a identificação do nó que o

envia, a identificação do LGB eleito e um identificador único do *beacon*. Considera-se o instante  $t_i(n_y)$  em que um nó ( $n_a$ ) recebe o primeiro *beacon* transmitido pelo seu vizinho  $n_y$ , estabelecendo-se uma ligação lógica entre os nós ( $n_a$  e  $n_y$ ). Define-se, de seguida, o conceito de estabilidade da ligação lógica.

**Definição 5.4.** Estabilidade da Ligação Lógica:

Um nó  $n_a$  que receba *beacons* de um nó vizinho  $n_y$  possui um determinado valor de estabilidade  $\eta$  com esse vizinho. A estabilidade  $\eta(n_y)$  afere a duração da relação de vizinhança entre os nós. O valor de  $\eta(n_y)$ , determinado pelo nó  $n_a$  no instante temporal  $t$ , é dado pela expressão  $\eta(n_y) = 1 + (t - t_i(n_y)) \text{ div } T_B$ , onde  $a \text{ div } b$  representa a operação de divisão inteira entre  $a$  e  $b$ .

Os nós mantêm uma tabela de *beacons* (também denominada tabela de vizinhos lógicos) que descreve as ligações lógicas desse nó com os seus nós vizinhos. Os nós vizinhos são representados por cada um dos registos da tabela de *beacons*, o qual inclui: o endereço do nó vizinho que envia o *beacon* ( $n_y \in N_x$ ); um campo temporário utilizado pelo algoritmo de eleição do LGB contendo o valor da estabilidade da ligação com esse vizinho ( $\eta(n_y)$ ) sendo actualizado no instante em que é executado o algoritmo; o líder de grupo ( $\xi(n_y)$ ) eleito por esse vizinho; o instante  $t_i(n_y)$  em que foi recebido o primeiro *beacon*; e o intervalo de tempo  $T_O(n_y)$  em que o registo ainda é válido. O número de registos contidos na tabela é finito, e, após atingir o limite máximo admissível, não é possível adicionar novos registos à tabela.

Sempre que um nó recebe um *beacon*, começa por analisar o endereço do emissor. O nó verifica se já possui um registo na tabela referente ao vizinho que o envia (caso contrário cria-o), copiando depois a informação do LGB eleito pelo vizinho ( $\xi(n_y)$ ) para o registo da tabela de *beacons*. O temporizador associado ao registo da tabela é depois (re)activado com o valor  $T_O(n_y)$  sempre que é recebido um novo *beacon* de  $n_y$ . Após ter passado o tempo  $T_O(n_y)$  sem se receber um *beacon* vindo do vizinho  $n_y$ , o registo é eliminado da tabela, indicando que a ligação com o nó  $n_y$  foi quebrada. O valor  $T_O$  pré-definido para o valor máximo de espera do temporizador poderá ser constante ou variável no tempo. Contudo, como o tempo de serviço das redes IEEE 802.11 é variável, a transmissão de um *beacon* pode sofrer grande atraso, e, caso o valor de  $T_O$  seja fixo e demasiado pequeno, pode



sucedem que o *beacon* seja recebido já fora do intervalo  $T_O(n_y)$  e a ligação seja quebrada indevidamente. O modelo apresentado no Capítulo 3 é utilizado na Secção 5.3 para definir uma adaptação dinâmica do valor de  $T_O$ , face às condições encontradas pelo sub-nível de controlo de acesso ao meio.

A rede esquematizada na Figura 5.1 exemplifica a realização dos conceitos apresentados. A rede é composta por 6 nós, sendo os nós LGB representados por círculos pretos e os nós não LGB representados por circunferências. As linhas a tracejado representam as relações de vizinhança existentes, enquanto que as linhas a cheio definem os grupos de *broadcast* (GB). A Tabela 5.1 apresenta valores hipotéticos para a tabela de *beacons* do nó  $n_3$  representado na Figura 5.1. A tabela apresenta três registos (linhas) relativos aos nós vizinhos  $n_1, n_2$  e  $n_4$ . De notar que o nó  $n_1$  se auto-elege como LGB, enquanto que os nós  $n_2$  e  $n_4$  elegem os LGB  $n_6$  e  $n_5$ , respectivamente. O nó  $n_3$  possui uma ligação lógica com o vizinho  $n_1$  há 43 múltiplos do período de *beacon* ( $T_B$ ) sem que o temporizador associado ao registo da tabela desse vizinho tenha expirado. Desta forma, diz-se que a ligação mais estável do nó  $n_3$  é a que mantém com o nó  $n_1$ . Define-se de seguida a noção de nó estável.

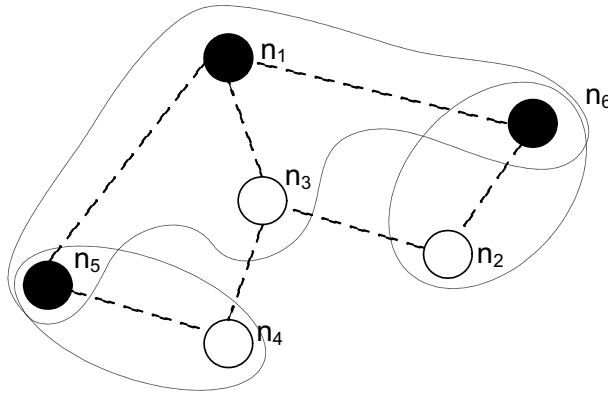


Figura 5.1: Rede *ad hoc* constituída por 6 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6\}$ ), onde existem 3 GB, e os nós  $n_1, n_5$  e  $n_6$  são LGB.

Tabela 5.1: Exemplo do conteúdo da tabela de *beacons* do nó  $n_3$  representado na Figura 5.1 no instante  $t = 102.5s$ , sendo  $T_B = 1s$ .

$N_3 = \{n_1, n_2, n_4\}$	$\eta(n_y), \forall n_y \in N_3$	$\xi(n_y), \forall n_y \in N_3$	$t_i(n_y)$	$T_O(n_y)$
$n_1$	43	$n_1$	59.2	$k_1$
$n_2$	8	$n_6$	94.3	$k_2$
$n_4$	2	$n_5$	100.1	$k_4$

**Definição 5.5.** Estabilidade de ligação:

Um nó  $n_x$  possui uma ligação estável com um dos seus nós vizinhos  $n_y \in N_x$  no instante  $t$  se:

$$\eta(n_y) \geq k_{est}, \quad (5.1)$$

onde  $k_{est}$  é um limiar de estabilidade previamente definido, e  $\eta(n_y)$  representa o valor da estabilidade da ligação.

**Definição 5.6.** Nó estável:

Um nó  $n_x$  é estável se possui pelo menos um vizinho  $n_y \in N_x$  com o qual possui uma ligação estável.

Um nó é denominado instável sempre que a condição expressa na definição 5.6 não se verifica. Por outras palavras, um nó é instável quando não possuir nenhuma ligação estável com qualquer dos seus nós vizinhos (a duração da ligação lógica expressa em múltiplos do período  $T_B$  é sempre inferior a  $k_{est}$ ). O significado de estabilidade do nó permite caracterizar parcialmente a mobilidade do nó, pois permite identificar as relações de mobilidade relativa com os seus nós vizinhos. Note-se que, caso dois nós móveis possuam uma ligação estável, esta pode manter-se, mesmo quando os nós têm um valor de mobilidade elevada, desde que os dois nós estejam em posições espaciais que permitam a troca de *beacons* entre si.

Para a criação dos diferentes GB é necessário que todos os nós executem um algoritmo de eleição do seu próprio LGB. O algoritmo de eleição é distribuído e não necessita de qualquer outro tipo de troca de informação além da contida nos diferentes *beacons* enviados pelos nós vizinhos. Cada nó executa o algoritmo de eleição antes de enviar o *beacon*, a fim de enviar informação actualizada acerca do seu estado. No algoritmo, são utilizados os endereços dos nós, que se assume serem inteiros atribuídos univocamente a cada um dos nós. Antes de enviar um novo *beacon*, um nó  $n_a$  elege o seu LGB, aplicando as seguintes regras:

R1 - quando  $n_a$  é instável, não elege nenhum LGB. Caso contrário, aplica as regras

descritas a seguir;

- R2 - quando nenhum dos nós  $n_y$  vizinhos de  $n_a$  se encontra eleito como LGB de um GB, o nó  $n_a$  elege como seu LGB um vizinho  $n_y$  com o menor endereço de entre aqueles com o qual possui as ligações com maior valor de estabilidade de ligação;
- R3 - quando  $n_a$  já se encontra eleito como LGB por um dos seus nós vizinhos, e todos os nós LGB vizinhos possuem um endereço superior ao seu, então o nó  $n_a$  auto-elege-se como LGB;
- R4 - quando  $n_a$  não é eleito por nenhum dos seus vizinhos, e existe pelo menos um nó vizinho  $n_y$  que já se encontra eleito LGB, então o nó  $n_a$  elege o nó  $n_y$  como seu LGB. Quando existe mais do que um nó vizinho  $n_y$  eleito LGB,  $n_a$  elege o vizinho com o menor endereço.

É proposto o Algoritmo 5.1 para eleição do LGB. O algoritmo toma como parâmetros de entrada a informação contida na tabela de *beacons*. Na linha 1, a função "encontra\_maximo\_η\_na\_tabela\_de\_beacons()" devolve o maior valor de estabilidade de ligação  $\eta(x_y)$  actualizado a partir da tabela de *beacons* para ser aplicado na regra R2. Na linha 2, a variável "endereço" é iniciada com o maior inteiro possível. Caso  $n_a$  seja estável, o algoritmo começa por criar uma lista ordenada de forma crescente com o endereço dos LGB eleitos pelos seus nós vizinhos (linhas 6 e 7), a qual pode também conter o nó  $n_a$ , caso tenha sido eleito LGB por algum dos seus nós vizinhos (linhas 8 e 9). Se existirem nós vizinhos já eleitos LGB,  $n_a$  elege como LGB o nó vizinho LGB que possui o menor endereço, o que é realizável porque os elementos retirados na lista na linha 10 encontram-se ordenados de forma crescente de endereços. Note-se, no entanto, que, caso algum vizinho tenha já eleito  $n_a$  como LGB, o nó  $n_a$  auto-elege-se LGB (linhas 17 a 18). Caso não existam nós vizinhos eleitos LGB,  $n_a$  elege o seu nó vizinho com maior valor de estabilidade de ligação (linhas 20 a 24). Caso haja mais do que uma ligação com o maior valor de estabilidade, aplica-se um critério de desempate, elegendo como LGB o vizinho que possui o menor endereço. O algoritmo utiliza ainda a constante "limiar\_transiente=1" para considerar (no critério da linha 22) valores de estabilidade de ligações lógicas que ainda poderão valer  $\eta_{max}$  durante o período de tempo  $T_B$ .

```

parâmetros de entrada:  $N_a, \eta(n_y) (\forall n_y \in N_a), \xi(n_y) (\forall n_y \in N_a), t_i(n_y)$ 
                         $(\forall n_y \in N_a)$ 
parâmetros de saída :  $\xi(n_a)$ 

1  $\eta_{max} \leftarrow \text{encontra\_maximo\_}\eta\_\text{na\_tabela\_de\_beacons}()$ 
2  $\text{endereço} \leftarrow \text{MAX\_INT}$ 
3  $\xi_{aux} \leftarrow -1$ 
4  $\text{limiar\_transiente} \leftarrow 1$ 
5 if  $\text{nó\_estável}(n_a)$  then                                /* R1 - se este nó for estável */
6   for cada nó vizinho  $(n_y \in N_a)$  do
7      $\text{insere\_em\_lista\_ordenada}(\xi(n_y), \text{lista\_LGB})$       /* menor endereço na
8       cabeça da lista */
9   if  $(n_a \text{ é LGB})$  then
10     $\text{insere\_em\_lista\_ordenada}(n_a, \text{lista\_LGB})$ 
11  for cada elemento  $\xi_y \in \text{lista\_LGB}$  do /* retira o elemento na cabeça
12    da lista */
13    for cada nó vizinho  $(n_y \in N_a)$  do
14      if  $(n_y = \xi_y)$  e  $\text{nó\_estável}(n_y)$  then /* R4 - elege um nó vizinho
15        que já é LGB */
16         $\xi_{aux} \leftarrow n_y$ 
17      if  $(\xi_{aux} \neq -1)$  then                                /* acabou de eleger um LGB */
18        break
19      if  $(n_a = \xi_y)$  then                                    /* R3 - auto-eleição */
20         $\xi_{aux} \leftarrow n_a$ 
21        break
22  if  $(\xi_{aux} = -1)$  then /* R2 - elege um nó vizinho sem ser LGB */
23    for cada nó vizinho  $(n_y \in N_a)$  do
24      if  $(\eta_{max} - \eta(n_y) - \text{limiar\_transiente} \leq 0)$  e  $(n_y < \text{endereço})$  then
25         $\text{endereço} \leftarrow n_y$ 
26         $\xi_{aux} \leftarrow n_y$ 
27
28
29  $\xi(n_a) = \xi_{aux}$ 

```

**Algoritmo 5.1:** Algoritmo de eleição do Líder de Grupo de Broadcast (LGB) do nó genérico  $n_a$ .

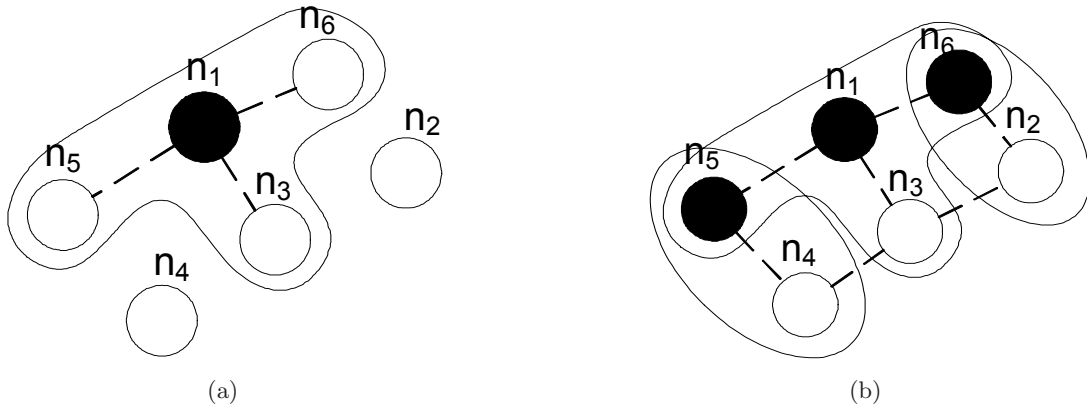


Figura 5.2: Rede móvel *ad hoc* constituída por 6 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6\}$ ) em diferentes instantes temporais: (a) os nós  $n_2$  e  $n_4$  não possuem ligações lógicas; (b) os nós  $n_2$  e  $n_4$  possuem ligações lógicas com os nós  $n_3$  e  $n_6$ , e  $n_3$  e  $n_5$  respectivamente.

A Figura 5.2(a) ilustra uma rede *ad hoc* móvel onde o Algoritmo 5.1 é executado. No instante representado o nó  $n_1$  é LGB, tendo sido eleito pelos nós  $n_3$ ,  $n_5$ ,  $n_6$  e por ele próprio (auto-eleição). Esta eleição forma o GB1 composto pelos nós  $\{n_1, n_3, n_5, n_6\}$ . Note-se que, no instante representado na figura, os nós  $n_2$  e  $n_4$  não possuem ligações lógicas com nenhum dos restantes nós da rede. Suponha-se que os nós  $n_2$  e  $n_4$  se movem para a vizinhança dos nós  $(n_3, n_5)$  e  $(n_3, n_6)$ , criando noutro instante as ligações lógicas representadas na Figura 5.2(b). Quando as ligações entre os nós  $n_2$  e  $n_6$  e entre  $n_4$  e  $n_5$  se tornam estáveis, os nós  $n_5$  e  $n_6$  são eleitos LGB pelos nós  $n_4$  e  $n_2$ , respectivamente, criando dois GB (GB2 e GB3) que se sobrepõem ao GB1. Tal como se verifica no exemplo da Figura 5.2(b), o algoritmo origina uma árvore de grupos de *broadcast*, a qual é centrada no nó LGB possuindo o menor endereço. A Figura 5.3 apresenta a árvore de grupos de *broadcast* vista pelo nó  $n_1$ , a qual é composta pelo nó raiz ( $n_1$ ) e três ramos representados pelos nós  $n_5$ ,  $n_6$  e  $n_3$ . Cada ramo da árvore é constituído por um nó  $n_i$ , cujo LGB é o nó antecessor ( $\xi(n_5) = \xi(n_6) = \xi(n_3) = n_1$ ). As folhas da árvore (nós  $n_2, n_4$  e  $n_3$ ) representam os nós que não são eleitos LGB.

Quando o nó instável  $n_7$  entra no raio de alcance dos nós  $n_2$  e  $n_3$ , situação representada na Figura 5.4, elege um deles como o seu LGB. Considere-se que o nó instável  $n_7$  se move na direcção do nó  $n_3$ , tornando-se seu vizinho. Nesta situação o nó  $n_7$  não elege nenhum LGB enquanto tiver um valor de estabilidade de ligação inferior a  $k_{est}$  (aplicando a regra R1). No entanto, quando o nó  $n_7$  atingir um valor de estabilidade de ligação com o nó  $n_3$

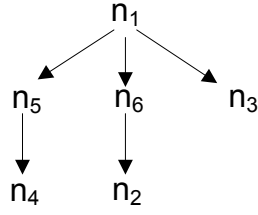


Figura 5.3: Árvore de grupos de *broadcast* do nó  $n_1$  representado no exemplo da Figura 5.2(b).

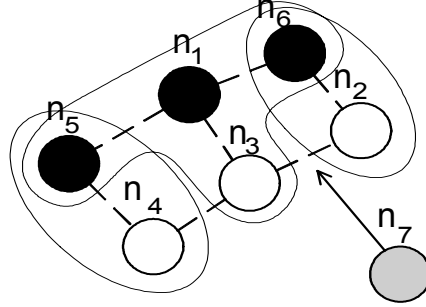


Figura 5.4: Rede móvel *ad hoc* constituída por 7 nós ( $\mathcal{N} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6, n_7\}$ ), onde existem 3 GB, os nós  $n_1, n_5$  e  $n_6$  são LGB e o nó  $n_7$  é instável.

superior ou igual a  $k_{est}$ , o nó  $n_7$  passa a ser estável. Neste momento, se o nó  $n_7$  eleger o nó  $n_3$  como seu LGB (aplicando a regra R2), forma-se um novo GB composto pelos nós  $n_3$  e  $n_7$ . Quando o nó  $n_2$  executar o algoritmo de eleição do seu LGB, este irá eleger o nó  $n_3$  como seu LGB aplicando a regra R4, pois  $n_3$  foi previamente eleito LGB pelo nó  $n_7$ . Quando isto sucede, o nó  $n_6$  deixa de ser LGB do nó  $n_2$ , o que elimina o grupo GB2. Simultaneamente, o GB composto pelos nós  $n_3$  e  $n_7$  passa também a conter o nó  $n_2$ . A Figura 5.5 representa a árvore de grupos de *broadcast* neste caso.

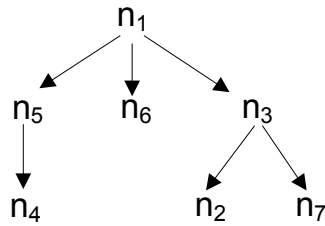


Figura 5.5: Árvore de grupos de *broadcast* do nó  $n_1$  quando o nó  $n_7$  da Figura 5.4 se aproxima do nó  $n_3$  e o eleger como LGB.

Um segundo cenário possível sucede quando o nó  $n_7$  possui uma ligação estável a um outro nó externo ( $n_8$ ), tal como se representa na Figura 5.6. Supondo que o GB composto pelos nós  $n_7$  e  $n_8$  se move de forma a que o nó  $n_7$  se torne vizinho do nó  $n_3$ , embora

continue com ligação ao nó  $n_8$ , o nó  $n_7$  continua a eleger o nó  $n_8$  como seu LGB aplicando a regra R4. A Figura 5.7 representa a árvore de grupos de *broadcast* neste caso (vista pelo nó  $n_1$ ). O algoritmo origina um núcleo de nós (*backbone*) composto por nós LGB, o qual pode ser utilizado para inundar a rede. Os nós LGB podem estar ligados num núcleo que assegura a cobertura total da rede, tal como acontece entre os LGB  $n_1, n_5, n_6$  da Figura 5.3 ou  $n_1, n_3, n_5$  da Figura 5.5. Neste caso, os nós LGB formam um CNDC que assegura a cobertura total dos nós da rede. Ou seja, basta que os nós LGB transmitam o pedido de localização do recurso para que todos os nós da rede a recebam. Caso o conjunto de nós LGB existentes na rede não possua nós LGB a interligar dois GB, tal como sucede na árvore ilustrada na Figura 5.7, onde o LGB  $n_8$  não se encontra ligado a mais nenhum LGB (o LGB  $n_8$  denomina-se de isolado), o CNDC terá de incluir pelo menos todos os nós LGB da rede e dois nós não LGB ( $n_3$  e  $n_7$  na Figura 5.6) por cada nó LGB isolado existente na rede.

O desempenho do algoritmo de agrupamento depende da estabilidade da rede. O período de transmissão do *beacon* deve ser seleccionado de acordo com os valores de mobilidade dos nós. Caso uma grande percentagem dos nós seja estável, o algoritmo detecta-os, e os GB criados pelo algoritmo podem ser utilizados por outros algoritmos para diminuir a carga total da rede. Para manter a constituição dos grupos actualizada numa rede que apresenta mobilidade muito elevada, o algoritmo poderá exibir custos demasiado elevados: as rápidas alterações observadas na rede implicam um aumento da frequência de transmissão dos *beacons* para que o estado das ligações lógicas com os nós vizinhos possa ser identificado com o menor grau de incoerência. O aumento da frequência de transmissão dos *beacons* origina um aumento na carga da rede, a qual causa outros problemas, tais

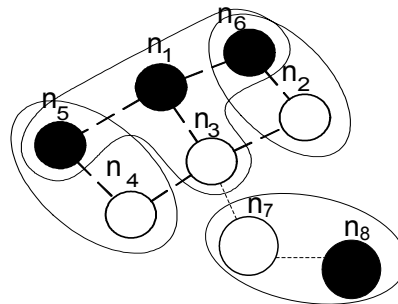


Figura 5.6: Exemplo de fusão de um GB.

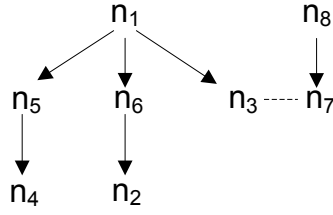


Figura 5.7: Árvore de grupos de *broadcast* no caso pior em que a conectividade entre os GB  $\{n_1, n_3, n_5, n_6\}$  e  $\{n_7, n_8\}$  são separados por dois nós não LGB (nós  $n_3$  e  $n_7$ ).

como o aumento das colisões entre tramas e a degradação de *throughput* observado nos capítulos anteriores. Consequentemente, é importante caracterizar a rede em termos da sua mobilidade máxima, pois a frequência de transmissão dos *beacons* deve ser adequada à velocidade máxima dos nós, por forma a que as ligações com os nós vizinhos sejam correctamente detectadas com valores de carga longe da situação de tempestade de *broadcast*.

### 5.2.2 Avaliação de desempenho

Esta sub-secção apresenta resultados da avaliação de desempenho do algoritmo de agrupamento dos nós anteriormente apresentado. Os resultados, obtidos através de simulações, conduzem a diferentes comportamentos do algoritmo consoante os valores das velocidades definidas para os nós, a carga da rede (a qual influencia a taxa de perda de pacotes) e a densidade espacial dos nós. Em todos os resultados apresentados nesta sub-secção, o algoritmo foi parametrizado com uma frequência média de transmissão de *beacons* de 1 Hz ( $T_B = 1s$ ), tendo sido utilizado um atraso/avanço no envio do *beacon* que pode atingir no máximo 5% do período  $T_B$ , o qual é amostrado uniformemente no intervalo  $[0.95, 1.05]s$ . O parâmetro  $k_{est}$  utilizado na função "nó-estável" foi inicializado a 5. O parâmetro  $T_O$ , alvo de estudo mais detalhado na próxima secção, foi parametrizado a 2.5 segundos.

A Figura 5.8 apresenta resultados obtidos com um cenário de simulação onde 200 nós se movem durante 1000 segundos numa área de 1000 x 1000 metros de acordo com o modelo de mobilidade *Generalized Random Waypoint* apresentado em [YLN03]. Este modelo permite que os nós escolham aleatoriamente uma posição na área de simulação, deslocando-se depois para ela. Uma vez chegados à posição inicialmente definida, os nós executam uma pausa e repetem de novo todo o processo. Simulam-se 5 cenários de mobilidade definidos para estudar a influência da mobilidade dos nós no algoritmo de agrupamento. Os cenários



foram definidos com velocidades médias de 0, 1, 10, 20 e 30 m/s, usando tempos de pausa no modelo com os valores 1000, 150, 10, 9 e 5 segundos, respectivamente. Cada nó tem um raio de alcance de 100 metros, usando a norma IEEE 802.11b com a taxa de transmissão de dados  $R_{bas} = 1\text{Mbps}$ . De realçar que, nas simulações de desempenho, todo o tráfego gerado é do tipo *broadcast* ( $p_b = 1$ ). Este facto pretende aferir o desempenho do algoritmo numa condição de elevada percentagem de colisões, dado que o modelo apresentado no Capítulo 3 indica que a probabilidade de ocorrência de colisões é superior para este tipo de tráfego. Definiram-se três cenários com diferentes valores de carga, identificados por carga alta, média e baixa. No mais elevado são gerados em média 910 kbps por todos os nós que constituem a rede (caso todos os nós estivessem numa rede de salto único, este valor correspondia à utilização de 91% do ritmo de transmissão de dados  $R_{bas}$ ); no cenário de carga média são gerados 612.2 kbps (aproximadamente 61% de utilização do ritmo de transmissão disponível); e no cenário de carga mais baixa o ritmo médio de geração de dados é de 151.5 kbps (aproximadamente 15.1% de utilização do ritmo de transmissão disponível). A probabilidade de colisão  $p_{col}$  nos diferentes cenários é de aproximadamente 28.1%, 22.8% e 6.2%. Estes valores incluem a geração dos *beacons* utilizados no algoritmo de agrupamento, o qual consome cerca de 10% do ritmo de transmissão disponível. A Figura 5.8 apresenta o tempo médio que cada um dos nós mantém eleito o mesmo LGB. Este tempo é a média dos tempos que os nós mantêm um determinado LGB eleito. Sem mobilidade (velocidade média dos nós igual a 0 m/s) e caso a rede fosse de salto único, o tempo de eleição dos LGB deveria ser o tempo total de simulação subtraído do parâmetro  $k_{est}$ , ou seja, 995 segundos neste caso. No entanto, esta rede não é de salto único (podem existir inclusive nós sem nenhum vizinho) e a não recepção de alguns *beacons* devido a colisões quebra algumas ligações lógicas (dado que o temporizador parametrizado com o valor  $T_O$  expira). Estas situações fazem com que o tempo médio que um nó mantém eleito um LGB seja de 118.7, 60.7 e 16.5 segundos, para os valores de carga baixa, média e alta, respectivamente. Aumentando a carga, a probabilidade de existirem colisões entre *beacons* aumenta, aumentando a probabilidade de quebra das ligações lógicas existentes. Este facto origina que o algoritmo realize mais eleições de novos LGB para um mesmo nó, o que diminui o tempo médio de eleição do LGB. Para os casos em que os nós apresentam

mobilidade, o algoritmo apresenta uma diminuição do tempo médio de eleição do LGB à medida que a velocidade média dos nós aumenta, pois o aumento de velocidade dos nós origina uma diminuição dos tempos médios de estabilidade das ligações com os seus nós vizinhos. Entre as velocidades de 20 e 30 m/s, o tempo médio de eleição do LGB começa a convergir para um valor inferior a 5 segundos. Os resultados mostram que quer a carga na rede quer a mobilidade dos nós influenciam de forma significativa o desempenho do algoritmo.

A Figura 5.9 apresenta o número médio de vizinhos de um nó, bem como a dimensão média de cada GB agrupado pelo Algoritmo 5.1, para o cenário de carga alta apresentado no exemplo da Figura 5.8. A dimensão média do GB diminui à medida que a velocidade dos nós aumenta, pois o aumento de velocidade dos nós encurta o tempo de duração das ligações estáveis. Embora o número médio de vizinhos nos diferentes cenários de mobilidade seja de aproximadamente 6 nós, a dimensão média dos GB constituídos pelo algoritmo chega a ser quase metade do número de nós vizinhos (no cenário de mobilidade mais alta). O desvio padrão das medidas, apresentado na figura através dos segmentos de recta verticais, apresenta valores mais elevados para a dimensão média do GB do que para o número médio de nós vizinhos. Isto significa que existem alguns GB de dimensão mais elevada do que a dimensão média, embora o número de GB de menor dimensão seja

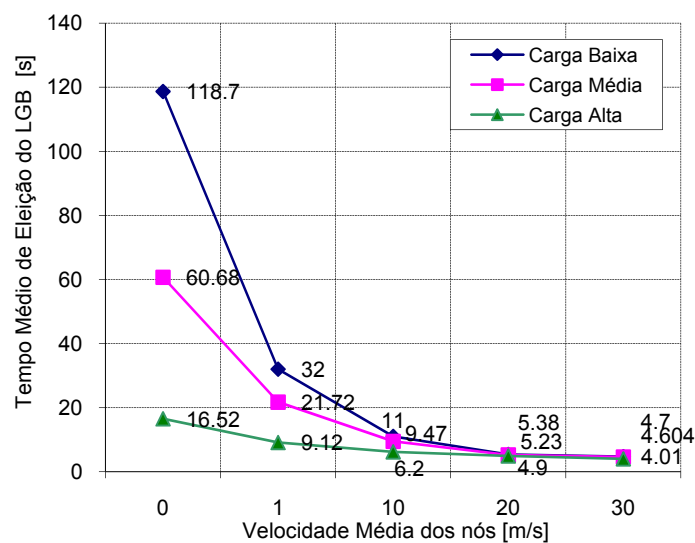


Figura 5.8: Tempo médio de eleição do LGB para diferentes valores de carga e mobilidade dos nós.

muito superior ao número de grupos de dimensão superior, o que faz com que, em média, hajam dois grupos de *broadcast* na vizinhança de cada nó.

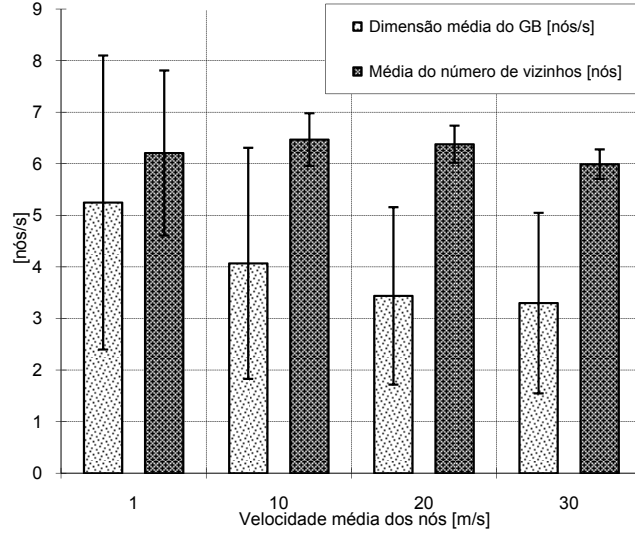


Figura 5.9: Dimensão média no número de vizinhos por nó, e dimensão média do GB obtida com o Algoritmo 5.1 aplicado ao cenário de alta carga apresentado na Figura 5.8.

Outra das características a avaliar é o desempenho do algoritmo face a diferentes densidades de nós. Para isso, utilizou-se o cenário com mobilidade 1 m/s utilizado na Figura 5.8, realizando a simulação do algoritmo para diferentes números de nós (75, 100, 125, 150, 175 e 200 nós). A Figura 5.10(a) apresenta os resultados do número médio teórico e real de vizinhos por nó e da dimensão média de cada GB (em nós). O valor teórico do número de nós apresentado na figura baseia-se no facto de o modelo de mobilidade tender para uma distribuição espacial uniforme dos nós. Num cenário de simulação com área  $a$  onde cada um dos  $n_t$  nós distribuídos uniformemente pela área possui um raio de alcance de rádio  $r$  e, considerando que cada nó possui em média  $n_v$  vizinhos físicos, obtém-se uma aproximação do número total de nós existentes na rede ( $n_t$ ) através da expressão  $n_t = (n_v + 1)a/(\pi r^2)$ . Assim, sabido o número total de nós na rede ( $n_t$ ), o número médio de nós vizinhos é dado por  $n_v = (n_t \pi r^2 / a) - 1$ . Como se observa, o modelo de mobilidade usado tende a distribuir uniformemente os nós pela área simulada, pois o número médio real de vizinhos acompanha a aproximação teórica. A figura evidencia que o número de nós vizinhos aumenta à medida que a densidade de nós também aumenta. Esta característica é detectada pelo algoritmo de agrupamento, pois também se verifica um aumento na

dimensão dos GB com o aumento da densidade dos nós. Por outro lado, dado que valores mais elevados de densidades significam um maior número de vizinhos, a probabilidade de um nó ser estável aumenta à medida que a densidade de nós aumenta, pois a probabilidade de perder todas as ligações estáveis de um nó é inferior. Este comportamento pode ser observado na Figura 5.10(b), pois a percentagem do número de nós instáveis diminui à medida que a densidade de nós aumenta.

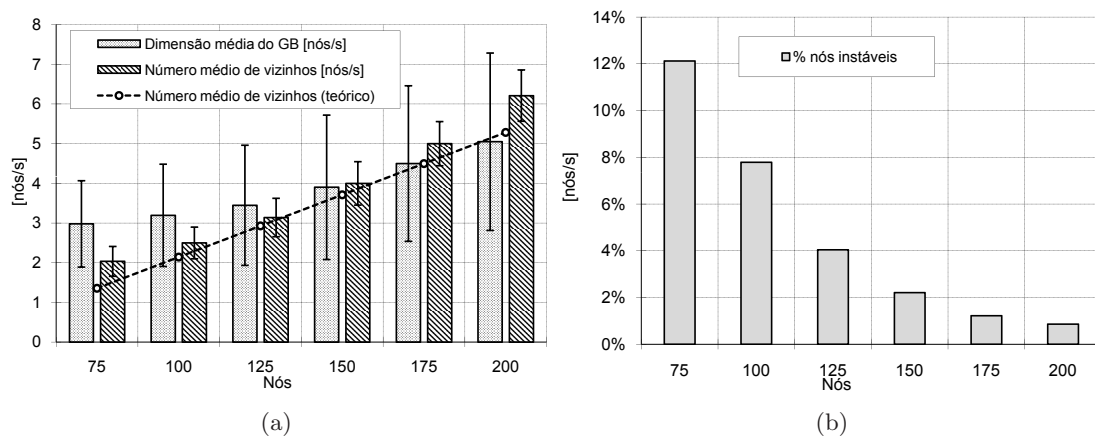


Figura 5.10: Dimensão média do número de vizinhos e do GB (a), e percentagem de nós instáveis (b) para diferentes valores de densidade de nós.

A Figura 5.11 apresenta um histograma para a dimensão dos grupos de *broadcast*. Os dados foram obtidos a partir da simulação da rede com 175 nós, considerada num dos cenários usados para obter os resultados apresentados na Figura 5.10. Tal como se pode observar, o algoritmo gera um número elevado de grupos com dimensão baixa. Neste caso, mais de 50% dos grupos tem dimensão inferior a 4 nós, sendo que o número de grupos de cada dimensão diminui rapidamente à medida que a dimensão dos grupos aumenta.

Os resultados aqui analisados, atestam a capacidade de o algoritmo gerar grupos de nós (GB). Tanto o aumento de carga como o aumento de mobilidade dos nós prejudicam o desempenho do algoritmo. No entanto, o algoritmo tira partido do conjunto de nós mais estáveis em termos de mobilidade, o que o torna um candidato preferencial face aos tradicionais algoritmos de agrupamento utilizados em redes infra-estruturadas.

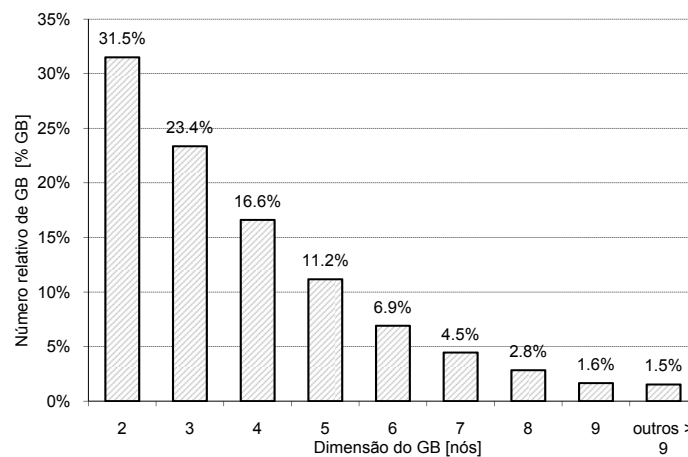


Figura 5.11: Número relativo de Grupos de *Broadcast* em função da sua dimensão.

### 5.3 Melhorias do algoritmo de agrupamento de nós

O algoritmo de agrupamento de nós apresentado anteriormente recorre à utilização de um sistema baseado na transmissão de *beacons* (SB - sistema de *beacons*) para obtenção de informação acerca da topologia da rede. Este é um procedimento vulgar em redes *ad hoc* móveis, sendo utilizado pela maioria dos protocolos de encaminhamento propostos para este tipo de redes, incluindo, entre outros, os protocolos *Associativity-based Routing* (ABR) [Toh97], *Optimized Link State Routing* (OLSR) [CJ03] e *Virtual Ring Routing* (VRR) [CCN<sup>+</sup>06]. Caso dois nós se encontrem dentro do mesmo raio de alcance de rádio, existe uma ligação física (ver Definição 1.1), e o SB permite detectá-la. Uma vez detectada, os dois nós denominam-se vizinhos lógicos (ver Definição 5.1), dado que possuem uma ligação "lógica" suportada pelo SB. No entanto, existem vários factores que afectam de forma negativa o desempenho das ligações lógicas baseadas em *beacons*, as quais originam estados de incoerência face às ligações físicas. Esta secção identifica esses factores, apresentando propostas para a melhoria do desempenho do SB.

A difusão periódica dos *beacons* apresenta vários desafios, tais como, a necessária utilização de largura de banda da rede para a sua transmissão e a consequente interferência com as transmissões existentes. Os nós necessitam de transmitir sempre o *beacon* para actualizarem todos os seus vizinhos, mesmo nos períodos em que não são trocados dados úteis na rede (incluindo pedidos de localização de recursos). Podem distinguir-se impactos directos e indirectos na utilização dos *beacons* para detecção e manutenção da ligação

lógica.

Os impactos directos relacionam-se com a transmissão efectiva do *beacon* (considerando-se neste capítulo que é efectuada utilizando o protocolo IEEE 802.11) e incluem aspectos relacionados com a energia e a largura de banda consumida, a saber:

- d1 - é necessária energia adicional para transmitir, receber e processar toda a informação relativa aos *beacons*;
- d2 - os *beacons* são transmitidos em tramas do tipo *broadcast*. As transmissões originam um aumento da probabilidade de colisão entre tramas, aumentando o número médio de retransmissões das tramas *unicast*, o que aumenta o atraso total do protocolo MAC e o nível de congestão da rede;
- d3 - o SB origina tráfego de controlo, o qual ocupa parte da largura de banda disponível, diminuindo a largura disponível para transmissão de dados dos utilizadores;

O tipo de transmissão *broadcast* permite a detecção das ligações físicas existentes, pois este tipo de comunicação ponto-multiponto exige que a trama seja processada por todos os nós que a recebam. Alguns protocolos exploram a possibilidade de utilizar comunicações do tipo ponto-a-ponto entre os nós, para enviarem informações contidas no *beacon* (através de *piggy-backing*) e assim reduzirem a quantidade de *beacons* transmitidos. No entanto, este procedimento poderá utilizar ainda mais largura de banda, pois neste caso é necessário que um nó transmita informação ponto-a-ponto para todos os seus vizinhos lógicos contendo a informação do *beacon*. Outro dos inconvenientes da utilização das transmissões do tipo ponto-a-ponto é a eliminação da capacidade de detecção de novas ligações lógicas entretanto criadas na rede (devido principalmente à mobilidade dos nós).

Os impactos indirectos compreendem os efeitos relacionados com a informação contida nos *beacons*, sendo os responsáveis pelo estado de incoerência entre os vizinhos físicos e os vizinhos lógicos de um nó. Basicamente, a informação da topologia virtual dada pelo SB não corresponde muitas das vezes à topologia física existente, o que pode diminuir o desempenho dos serviços que usem essa informação. Os diferentes estados de incoerência entre dois nós vizinhos resumem-se a três situações específicas:

- i1 - já existe uma ligação física entre dois nós, no entanto ainda não foi detectada a

ligação lógica, dado não ter sido recebido o primeiro *beacon* que origina a detecção;

i2 - a ligação lógica entre dois nós ainda existe, no entanto a ligação física já não existe.

Esta situação é devida ao facto do temporizador prolongar a ligação virtual até um determinado intervalo de tempo após o último *beacon* recebido;

i3 - as ligações físicas e lógicas existem, no entanto a ligação lógica é interrompida pela impossibilidade de receber um *beacon* no intervalo de espera do temporizador;

As situações i1 e i3 são afectadas pela norma de transmissão utilizada (IEEE 802.11). Na situação i1, caso a rede esteja muito congestionada ou a probabilidade de colisão entre tramas seja muito alta, a transmissão do primeiro *beacon* pode ser muito atrasada ou não ter sucesso, respectivamente. Em ambos os casos, o tempo de detecção da ligação física já existente aumenta, aumentando a duração da incoerência. Da mesma forma, a perda ou um atraso significativo na transmissão de um ou mais *beacons* poderá interromper uma ligação lógica relativa a uma ligação física ainda existente (situação i3).

A mobilidade dos nós é outra das causas que afectam as situações i1 e i2. Na situação i1, a ligação física pode nem ser detectada, caso o período de transmissão de *beacons* e os valores de mobilidade dos nós sejam altos. Já num cenário de elevada mobilidade dos nós, a probabilidade de causar incoerência, devido ao prolongamento da ligação lógica pelo temporizador, é mais elevada (situação i2), pois a probabilidade de a ligação física deixar de existir aumenta.

Note-se que os valores escolhidos para o período de transmissão de *beacons* ( $T_B$ ) e para o intervalo de espera do temporizador associado à ligação lógica ( $T_O$ ) influenciam de forma significativa as três situações. Nos SB existentes, o valor de  $T_B$  é normalmente escolhido em função dos impactos directos que origina, e, na maior parte dos sistemas, não é dada nenhuma justificação formal para a escolha deste parâmetro. Da mesma forma, o parâmetro  $T_O$  é normalmente um parâmetro constante e múltiplo de  $T_B$  ( $T_O = kT_B$ ), estando esta parametrização justificada pelo facto de tentar evitar que os vizinhos sejam constantemente inseridos e removidos da tabela de *beacons*. No entanto, o valor de  $k$  é de grande importância, embora não existam trabalhos publicados que avaliem o seu impacto (por exemplo o SB apresentado em [KK00] adopta o valor  $T_O = 4.5T_B$ ). Observando a situação i1, é desejável que a frequência de transmissões dos *beacons* seja mais elevada

para redes com maior nível de mobilidade dos nós. Dessa forma, as ligações físicas serão detectadas mais rapidamente, diminuindo o tempo de incoerência entre as ligações físicas e lógicas. Dado que o valor do temporizador é um múltiplo do período de transmissão dos *beacons*, a diminuição do período de transmissão dos *beacons* também melhora a situação i2 em cenários de alta mobilidade, pois as ligações lógicas passam a ser temporalmente menos prolongadas pelo temporizador. No entanto, o aumento da frequência de transmissão dos *beacons* aumenta os impactos directos do SB, e, desse modo, o valor de  $T_B$  explicita o compromisso entre os impactos directos e indirectos do SB. Quanto ao intervalo de espera  $T_O$ , este pode prolongar em demasia as ligações lógicas existentes (situação i2), caso o seu valor seja demasiadamente elevado. Da mesma forma, caso o seu valor seja muito pequeno é muito provável acontecer a situação i3, pois as transmissões na norma IEEE 802.11 sofrem contenção de acordo com a carga da rede, além de os *beacons* poderem ser perdidos por colisão.

O dimensionamento dos valores de  $T_B$  e de  $T_O$  deve ter em conta os requisitos de mobilidade dos nós, bem como as características da norma de transmissão utilizada. Dessa forma, esta secção propõe o dimensionamento do valor de  $T_B$  baseado na probabilidade de as ligações físicas se manterem válidas durante o intervalo de tempo  $T_B$ . Numa rede móvel, o valor da probabilidade é sempre inferior a um, no entanto é desejável escolher um valor de  $T_B$  que aproxime o valor da probabilidade a um, sempre que os custos devido aos impactos directos sejam comportáveis. Definido o valor de  $T_B$ , resta dimensionar a duração  $T_O$  do temporizador associado à ligação lógica. Para um valor constante de  $T_O = 2.5T_B$ , e assumindo que não existe mobilidade, é observado que o aumento da carga da rede origina uma forte degradação das ligações lógicas dadas pelo SB, quando comparadas às ligações físicas existentes. Este facto justifica a adaptação do valor de  $T_O$  face aos valores de carga observados na rede, aplicando para o efeito o modelo do protocolo MAC apresentado no Capítulo 3.



### 5.3.1 Mobilidade e frequência de transmissão dos *beacons* ( $T_B$ )

#### Considerações iniciais

A mobilidade dos nós afecta a distribuição dos caminhos físicos (compostos por várias ligações físicas) utilizados nos algoritmos de encaminhamento das redes *ad hoc*. A maioria dos trabalhos publicados, estuda as distribuições dos caminhos físicos e o seu impacto nos protocolos de encaminhamento.

O trabalho apresentado em [GL02] estuda o tempo de duração de um caminho com dois saltos. O caminho une dois nós fixos e é suportado por um nó intermédio móvel, que está ligado fisicamente aos dois nós fixos. O caminho é considerado quebrado logo que o nó móvel deixe de ter ligação física com um dos nós fixos. O trabalho caracteriza o tempo de duração do caminho, considerando uma versão simplificada do modelo de mobilidade *Random Waypoint* utilizado pela primeira vez em [JM96]. O trabalho [BSH03] propõe um método para sistematização da análise dos efeitos da mobilidade nos algoritmos de encaminhamento, avaliando o desempenho dos algoritmos em diversos modelos de mobilidade. Os autores do trabalho [BSH04] propõem um modelo de blocos para os algoritmos de encaminhamento, de forma a que possam explicar os efeitos da mobilidade nos algoritmos. O trabalho apresentado em [SBKH03] e [BSKH04] descreve um estudo da duração das ligações físicas entre dois nós, considerando vários modelos de mobilidade e várias parametrizações, tais como as velocidades dos nós e os raios de transmissão de rádio. Este estudo baseia-se em simulações, sendo apresentadas as distribuições probabilísticas da duração das ligações físicas obtidas nos diferentes cenários simulados.

Recentemente, os trabalhos apresentados em [NC04] e [TWLK06] descrevem modelos analíticos relacionados com as ligações físicas entre dois nós, utilizando o modelo de mobilidade *Random Waypoint*. O trabalho [NC04] deduz analiticamente as distribuições em equilíbrio (estado estacionário) da localização dos nós, da sua velocidade e dos tempos de pausa realizados pelos nós. O modelo analítico é validado com sucesso utilizando o simulador [Inf07]. Já os autores do trabalho [TWLK06] apresentam um estudo analítico da duração das ligações físicas para o modelo de mobilidade *Random Waypoint*. A duração da ligação física é o intervalo de tempo que dois nós se mantêm dentro do raio de alcance de rádio. Os autores deduzem formalmente a distribuição da duração das ligações físicas,

utilizando para isso a velocidade relativa dos nós e a distância a que eles se encontram. O trabalho inclui ainda a validação da parte formal, através de simulações do modelo de mobilidade. Finalmente, o trabalho [HBWB07] apresenta um estudo analítico acerca da probabilidade de as entradas da tabela dos algoritmos de encaminhamento propostos para redes *ad hoc* móveis se encontrarem desactualizadas devido ao facto da mobilidade quebrar ligações físicas existentes.

O estudo aqui apresentado pretende caracterizar a probabilidade de uma ligação física ainda se manter activa após o intervalo de tempo  $T_B$ . Utiliza-se o modelo de mobilidade *Random Waypoint*, inicialmente proposto em [JM96] e depois analisado em [YLN03]. Este modelo não assume qualquer tendência prévia na mobilidade dos nós, sendo que as velocidades e as posições para onde se deslocam os nós são escolhidas de forma aleatória e independentemente das escolhas realizadas anteriormente. Por isso, este modelo é dos mais utilizados em simulações de redes *ad hoc* móveis, beneficiando do facto de existirem ferramentas computacionais capazes de o simular ([Inf07]). Descreve-se de seguida o comportamento do modelo. Inicialmente, é escolhida uma área com dimensão  $X_{max} \times Y_{max}$  onde  $n$  nós se podem deslocar. A posição inicial  $(x, y)$  de cada um dos nós é escolhida de acordo com uma distribuição uniforme nos intervalos  $[0, X_{max}]$  e  $[0, Y_{max}]$ . Para todos os nós é depois escolhida uma posição de destino  $(x', y')$ , também escolhida de acordo com uma distribuição uniforme nos intervalos  $[0, X_{max}]$  e  $[0, Y_{max}]$ . Posteriormente, é parametrizado o valor da velocidade ( $v$ ) com que o nó se desloca em linha recta para a posição de destino, a qual é escolhida uniformemente no intervalo  $[V_{min}, V_{max}]$ , sendo  $V_{min} > 0$  ([YLN03]). Quando o nó atinge a posição de destino  $(x', y')$ , fica parado durante o tempo de pausa, o qual poderá ser constante ou escolhido uniformemente no intervalo  $[0, P_{max}]$ . Após cumprir o tempo de pausa, o nó escolhe uma nova posição de destino  $(x', y')$  e o valor da velocidade  $v$  com que se deve deslocar ao longo desse percurso (da mesma forma como escolheu as anteriores), e todo o processo se repete até que a simulação esteja concluída.

### Probabilidade de ligações físicas activas após o intervalo $T_B$

Sejam  $\mathbf{S}$  e  $\mathbf{V}$  duas variáveis aleatórias contínuas e independentes, cujos valores instantâneos são representados por  $s$  e  $v$ . Estas variáveis representam a distância percorrida pelo nó

em cada percurso do modelo de mobilidade *Random Waypoint* (dada pela distância Euclideana  $\sqrt{(x' - x)^2 + (y' - y)^2}$ ) e a velocidade efectivamente executada pelo nó, respectivamente. Pretende-se caracterizar inicialmente a função de densidade da velocidade efectivamente executada pelos nós. Embora o valor da velocidade com que um nó se move para uma determinada posição  $(x', y')$  seja escolhida aleatoriamente segundo uma distribuição uniforme definida no intervalo  $[V_{min}, V_{max}]$ , a função de densidade da velocidade efectivamente executada pelos nós não é uniforme, tal como é documentado em [YLN03]. Este facto resulta de a velocidade escolhida aleatoriamente ser independente da distância a percorrer. Considerando-se um valor constante para a distância a percorrer, a duração do percurso é inversamente proporcional ao valor da velocidade escolhida aleatoriamente a partir da distribuição uniforme. Assim, caso sejam escolhidos valores de velocidade próximas de  $V_{min}$ , o nó deslocar-se-à a essa velocidade durante mais tempo do que no caso em que é escolhida uma velocidade próxima de  $V_{max}$ . Dessa forma, é de esperar valores mais elevados da função de densidade da velocidade para valores de velocidade mais próxima de  $V_{min}$ , e valores menos elevados da função de densidade da velocidade para valores de velocidade mais próxima de  $V_{max}$ .

Considerando que um nó se encontra inicialmente distanciado de  $s$  unidades do ponto para onde se pretende deslocar, o tempo necessário para efectuar o percurso é dado por  $s/v$ . Como a velocidade é escolhida uniformemente no intervalo  $[V_{min}, V_{max}]$ , a duração do percurso é inversamente proporcional à velocidade escolhida aleatoriamente. Dessa forma, a função de densidade da velocidade executada é proporcional a  $s/v$  no intervalo  $[V_{min}, V_{max}]$  e nula fora deste intervalo. Como, por definição,  $\int_{-\infty}^{+\infty} f(v) dv = 1$ , tem-se que

$$\int_{V_{min}}^{V_{max}} \frac{s}{v} dv = 1, \quad (5.2)$$

onde, após resolver a integração, se obtém

$$s = \frac{1}{\log\left(\frac{V_{max}}{V_{min}}\right)}. \quad (5.3)$$

Assim, a função de densidade da velocidade dos nós é definida por

$$f(v) = \begin{cases} 0, & v < V_{min} \\ \frac{1}{v \log\left(\frac{V_{max}}{V_{min}}\right)}, & V_{min} \leq v \leq V_{max} \\ 0, & v > V_{max} \end{cases} . \quad (5.4)$$

No entanto, esta função só é válida caso os nós não executem pausas nas posições de destino. Caso executem a pausa, os nós encontram-se parados durante um determinado intervalo de tempo. Sendo  $p_{pausa}$  a probabilidade de um nó se encontrar parado a cumprir uma pausa, a função de densidade de probabilidade da velocidade dos nós é definida por

$$f_p(v) = f_p(v = 0 | \text{executa pausa})p_{pausa} + f_p(v | \text{não executa pausa})(1 - p_{pausa}). \quad (5.5)$$

Quando executa uma pausa um nó tem velocidade 0 com probabilidade 1, ou seja,  $f_p(v = 0 | \text{executa pausa}) = 1$ . Já  $f_p(v | \text{não executa pausa})$  é dado pela expressão (5.4). Deste modo, a função de densidade de probabilidade da velocidade, no caso em que os nós cumprem pausa, é dada por

$$f_p(v) = \begin{cases} 0, & v < 0 \\ p_{pausa}, & v = 0 \\ 0, & 0 < v < V_{min} \\ \frac{1 - p_{pausa}}{v \log\left(\frac{V_{max}}{V_{min}}\right)}, & V_{min} \leq v \leq V_{max} \\ 0, & v > V_{max} \end{cases} . \quad (5.6)$$

Assim, o valor esperado da velocidade média dos nós é dado por

$$E(v) = \int_{V_{min}}^{V_{max}} v f_p(v) dv = \frac{(V_{max} - V_{min})(1 - p_{pausa})}{\log\left(\frac{V_{max}}{V_{min}}\right)}, \quad (5.7)$$

o que está de acordo com o resultado apresentado em [YLN03], quando  $p_{pausa} = 0$ .

Dois nós  $n_1$  e  $n_2$  com velocidades  $\vec{v}_1$  e  $\vec{v}_2$ , respectivamente, possuem uma ligação física, caso se encontrem a uma distância  $d$  um do outro inferior ao seu raio de alcance de transmissão rádio ( $r$ ). A relação entre os dois nós representada na Figura 5.12(a) corresponde

ao caso em que os vectores de velocidade  $\vec{v}_1$  e  $\vec{v}_2$  são iguais, resultando numa velocidade relativa entre os dois nós nula. Nesta situação, uma hipotética ligação física existente entre os dois nós conservar-se-á até que pelo menos um dos vectores das velocidades seja alterado, sendo a velocidade relativa um vector não nulo (exemplo representado na Figura 5.12(b)).

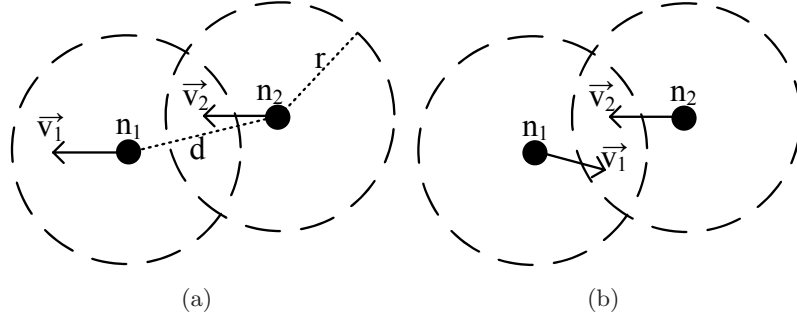


Figura 5.12: Vectores de velocidades de dois nós  $n_1$  e  $n_2$ : (a) situação de velocidade relativa nula; (b) situação de velocidade relativa não nula.

Para determinar a probabilidade de a ligação física se manter activa, assume-se inicialmente que dois nós possuem uma ligação física, e que um deles ( $n_2$ ) se mantém parado, enquanto que o outro ( $n_1$ ) se move com a velocidade relativa  $\vec{v}_r = \vec{v}_1 - \vec{v}_2$ . Considera-se que a distância percorrida pelo nó é significativamente superior ao seu raio de alcance rádio. Interessa obter nestas condições o valor esperado da velocidade relativa entre dois nós. Considerem-se os vectores  $\vec{v}_1$  e  $\vec{v}_2$  representados pelas coordenadas polares  $(v_1, \theta_1)$  e  $(v_2, \theta_2)$ , com  $v_1, v_2 \in [V_{min}, V_{max}]$  e  $\theta_1, \theta_2 \in [0, 2\pi]$ . A velocidade relativa é dada por

$$\vec{v}_r = \vec{v}_1 - \vec{v}_2 = (v_1 \cos(\theta_1) - v_2 \cos(\theta_2), v_1 \sin(\theta_1) - v_2 \sin(\theta_2)), \quad (5.8)$$

cujó módulo é dado por

$$|\vec{v}_r| = \sqrt{v_1^2 + v_2^2 - 2v_1v_2\cos(\theta_1 - \theta_2)}. \quad (5.9)$$

A velocidade relativa é função de quatro variáveis aleatórias  $\mathbf{V}_1, \mathbf{V}_2, \Theta_1$ , e  $\Theta_2$  mutuamente independentes. Dessa forma, a variável aleatória que representa a velocidade relativa pode ser escrita como  $\mathbf{V}_r = g(\mathbf{V}_1, \mathbf{V}_2, \Theta_1, \Theta_2)$ , onde a função  $g$  é dada por (5.9). Assim, o valor

esperado da velocidade relativa é dada por

$$E(v_r) = \int_{-\infty}^{+\infty} g(v_1, v_2, \theta_1, \theta_2) f(v_r) dv_r. \quad (5.10)$$

Como as variáveis são independentes, tem-se que  $f(v_r) = f(v_1)f(v_2)f(\theta_1)f(\theta_2)$ , onde se obtém finalmente

$$E(v_r) = \int_{V_{min}}^{V_{max}} \int_{V_{min}}^{V_{max}} \int_0^{2\pi} \int_0^{2\pi} \sqrt{v_1^2 + v_2^2 - 2v_1v_2\cos(\theta_1 - \theta_2)} f(v_1)f(v_2)f(\theta_1)f(\theta_2) d\theta_2 d\theta_1 dv_2 dv_1. \quad (5.11)$$

As funções  $f(v_1)$  e  $f(v_2)$  são dadas por (5.6) e as funções de densidade de probabilidade da direcção da posição são dadas por  $f(\theta_1) = f(\theta_2) = \frac{1}{2\pi}$ . Note-se que  $E(v_r)$  só apresenta solução numérica.

Considera-se que no instante  $t$  os nós possuem uma ligação física. Por outras palavras, no instante  $t$  a posição do nó  $n_2$  está no interior da circunferência de cobertura de rádio do nó  $n_1$ . Quando o nó  $n_1$  se move com velocidade  $\vec{v}_r$  face a  $n_2$ , tende a quebrar a ligação com  $n_2$  caso  $|\vec{v}_r| > 0$ . Assumindo que os nós não mudam de direcção ou de velocidade entre os instantes  $t$  e  $t + \Delta t$ , o que se aproxima mais da realidade à medida que  $\Delta t$  tende para zero, um nó pode mover-se no máximo uma distância  $d = 2r$  durante o intervalo  $\Delta t$ , mantendo a ligação física com o seu nó vizinho. Esta situação encontra-se ilustrada na Figura 5.13.

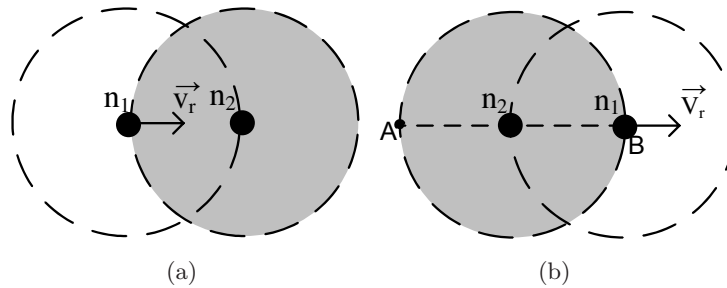


Figura 5.13: Máximo deslocamento entre dois nós sem que a ligação física seja quebrada: (a) instante inicial  $t$ ; (b) instante final  $t + \Delta t$  após o nó  $n_1$  se ter deslocado a distância  $d = \overline{AB} = 2r$  do nó  $n_2$ .

A probabilidade de os nós manterem a ligação no instante  $t + \Delta t$  está relacionada com a área simultaneamente coberta nos instantes  $t$  e  $t + \Delta t$ , a qual se encontra representada

a sombreado na Figura 5.14(b).

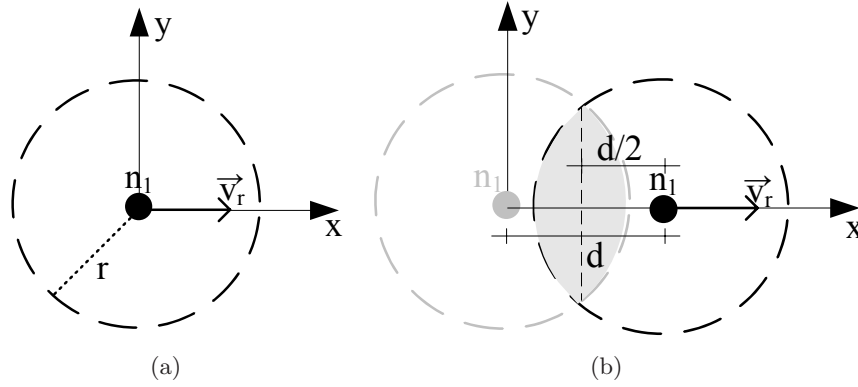


Figura 5.14: Posição do nó  $n_1$  nos instantes temporais: (a)  $t$ ; (b)  $t + \Delta t$  após se ter deslocado a distância  $d$  após o instante  $t$ .

Sabendo que a área da circunferência de cobertura de rádio no instante  $t$  é dada por  $a_t = 2 \int_{-r}^r \sqrt{r^2 - x^2} dx$ , a área de cobertura sobreposta a  $a_t$  no instante  $t + \Delta t$  (representada por  $a_{t+\Delta t}(d)$  e ilustrada a sombreado na Figura 5.14(b)) é função da distância  $d \geq 0$  percorrida, sendo dada por

$$a_{t+\Delta t}(d) = \begin{cases} \pi r^2 - \int_{-d/2}^{d/2} \sqrt{r^2 - x^2} dx & 0 \leq d \leq 2r \\ 0, & d > 2r \end{cases}. \quad (5.12)$$

Definindo o período de *beacons*  $T_B = \Delta t$ , a distância que o nó  $n_1$  se desloca relativamente a  $n_2$  durante  $T_B$  é dada por  $E(v_r)T_B$ . Assim, a probabilidade de uma ligação física se encontrar activa durante um período de *beacon* é dada por

$$p_{lig} = \frac{a_{t+\Delta t}(E(v_r)T_B)}{\pi r^2}. \quad (5.13)$$

A Figura 5.15 representa a probabilidade  $p_{lig}$ , variando a distância percorrida por  $n_1$  relativamente a  $n_2$  desde 0 a  $2r$ . Os resultados indicam que a probabilidade de manter a ligação física activa diminui à medida que a distância entre os dois aumenta, como seria de esperar.

Para validar a probabilidade apresentada em (5.13), utilizou-se a ferramenta "set-dest" incluída no simulador [Inf07], a qual permite gerar um padrão de mobilidade segundo o modelo *Random Waypoint*, considerando as condições apresentadas em [YLN03].

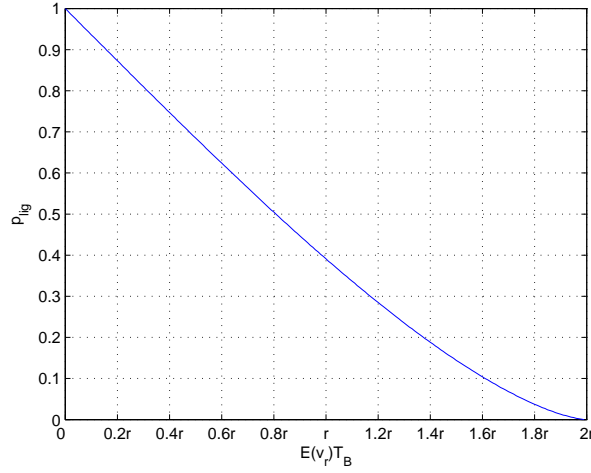


Figura 5.15: Probabilidade de as ligações físicas se manterem válidas durante o período  $T_B$ .

Definiram-se 5 padrões de mobilidade, considerando  $V_{min} = 1$  e  $V_{max} = \{10, 20, 30, 40, 50\}$  m/s e a restante parametrização do modelo representada na Tabela 5.2. Dado o tempo de simulação e o número de nós escolhidos, obtiveram-se mais de um milhão de mudanças de ligações físicas em todos os padrões de simulação.

Tabela 5.2: Parâmetros utilizados nos padrões de mobilidade para validar  $p_{lig}$ .

Área da superfície	1000 x 1000 m	número de nós ( $n$ )	10
$V_{min}$	1 m/s	$V_{max}$	$\{10, 20, 30, 40, 50\}$ m/s
raio de alcance rádio	100 m	$p_{pausa}$	0
tempo de simulação	10 000s		

Na validação utilizou-se a ferramenta *Mobility Trace Analyzer* incluída na plataforma descrita em [BSH03] e também utilizada nos trabalhos [SBKH03] e [BSKH04]. Esta ferramenta permite analisar várias características do padrão de movimento gerado com a ferramenta "setdest", entre as quais se encontra a duração média de uma ligação física ( $\bar{T}_{lf}$ ). A Tabela 5.3 apresenta os valores numéricos de  $E(v)$  e  $E(v_r)$ , bem como o valor de  $\bar{T}_{lf}$  obtidos através da simulação. A probabilidade  $p_{lig}$  foi validada tendo em conta o rácio entre  $T_B$  e  $\bar{T}_{lf}$ , utilizando a expressão

$$\check{p}_{lig} = \max \left( 0, 1 - \frac{T_B}{\bar{T}_{lf}} \right). \quad (5.14)$$



A Figura 5.16 ilustra os resultados de validação de a probabilidade de a ligação se manter, considerando os períodos de transmissão de *beacons*  $T_B = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\}$  segundos. Os resultados obtidos através da simulação acompanham os resultados determinados numericamente. Como se observa, a probabilidade diminui à medida que a velocidade máxima  $V_{max}$  e o período de transmissão dos *beacons* aumentam.

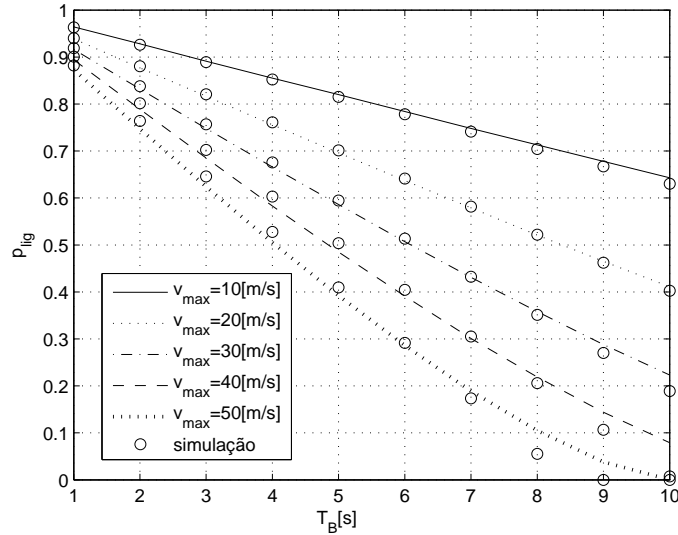


Figura 5.16: Validação de a probabilidade ( $p_{lig}$ ) de uma ligação física se manter durante o período  $T_B$  (as linhas " $V_{max}$ " representam os valores numéricos de  $p_{lig}$ , enquanto que a legenda "simulação" se refere à aplicação da expressão (5.14)).

Esta análise permite escolher o período de  $T_B$  de acordo com o padrão de mobilidade utilizado. Sendo impossível que, num cenário onde os nós se deslocam, a probabilidade de manter a ligação seja unitária, a determinação do valor numérico de  $p_{lig}$  dá uma noção da perda de ligações físicas de acordo com o valor de  $T_B$  escolhido, o qual interessa maximizar de modo a diminuir o tráfego de controlo originado pelos *beacons*.

Tabela 5.3: Parâmetros dos padrões de mobilidade ( $E(v)$  e  $E(v_r)$  numéricos, e  $\bar{T}_{lf}$  obtido através da simulação).

$v_{max}$ [m/s]	$E(v)$ [m/s]	$E(v_r)$ [m/s]	$\bar{T}_{lf}$ [s]
10	3.91	5.69	27.05
20	6.34	9.64	16.73
30	8.52	13.26	12.33
40	10.57	16.68	10.07
50	12.52	19.97	8.47

### 5.3.2 Intervalo de expiração da ligação lógica ( $T_O$ )

#### Problema considerado

Assumindo um determinado período de transmissão do *beacon*, pode suceder que as ligações físicas e lógicas entre dois nós existam, no entanto a ligação lógica pode ser interrompida pela impossibilidade de receber um *beacon* no intervalo de espera do temporizador (impacto indirecto i3). Neste caso, a ligação física continua a existir, no entanto a lógica é quebrada.

Tal como foi analisado, todas as tramas sofrem um atraso na fila de espera e no acesso ao canal, o qual depende da carga no meio. O tempo de atraso, representado por  $T_D = T_{MAC} + T_{prop}$  na Figura 5.17, é o atraso total do protocolo MAC estudado no Capítulo 3.

Para motivar o problema, estudou-se o efeito da carga no SB. Simulou-se um SB constituído por dez nós imóveis e posicionados dentro do raio de alcance uns dos outros durante 500 segundos, utilizando a norma IEEE 802.11b. As tramas de *broadcast* foram transmitidas a 1Mbps, e foram utilizados os parâmetros  $T_B = 1s$  e  $T_O = 2.5T_B$  na parametrização do SB. Durante os 500 segundos de simulação, recolheram-se dados acerca das ligações lógicas fornecidas pelo SB. No final, calculou-se a função de densidade de probabilidade da duração das ligações lógicas ( $f(t_{lig})$ ). Como todos os nós se encontram dentro do raio de alcance uns dos outros, e como as simulações duram 500 segundos, todas

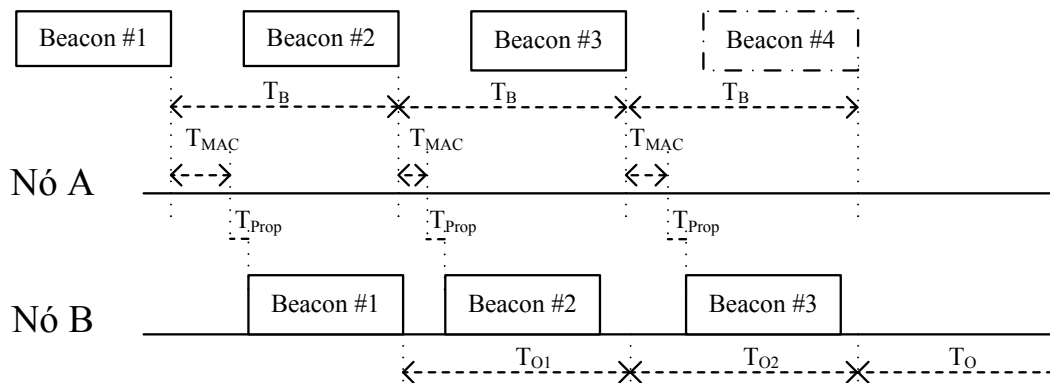


Figura 5.17: Diagrama temporal do sistema de *beacons* considerando  $t_{atraso}$  variável.

as ligações lógicas devem durar 500 segundos, ou seja

$$f(t_{lig}) = \delta(t_{lig} - 500), \quad (5.15)$$

onde a função  $\delta(x)$  representa a função Delta de *Dirac*. Esta função de densidade de probabilidade é verificada através de simulações quando a única carga da rede são os *beacons* transmitidos pelo SB. No entanto, quando a carga total gerada na rede é de aproximadamente 40% da sua capacidade total (dos quais 10% é tráfego *broadcast*), a distribuição apresenta a forma ilustrada na Figura 5.18(a). Apesar de os nós não se deslocarem, os resultados exibem a indevida quebra das ligações lógicas devido ao aumento de carga na rede. Com  $T_O = 2.5T_B$ , se dois *beacons* consecutivos forem perdidos devido a colisões, o temporizador dos nós que os deviam receber expira, quebrando a ligação lógica. Próximo da zona de saturação de tráfego, onde o atraso total do protocolo MAC e a probabilidade de colisão entre tramas são superiores, este efeito é ainda mais expressivo como ilustra a Figura 5.18(b). Neste caso, nenhuma das ligações lógicas dura mais de 25 segundos, quando deveriam durar 500. Estes dois casos explicitam a importância da carga na rede na incoerência das ligações lógicas fornecidas pelo SB face às ligações físicas existentes. Nesta situação, as ligações lógicas são quebradas devido ao facto de o intervalo  $T_O$  utilizado nos temporizadores não ser suficiente para prolongar as ligações nos casos em que a carga aumenta.

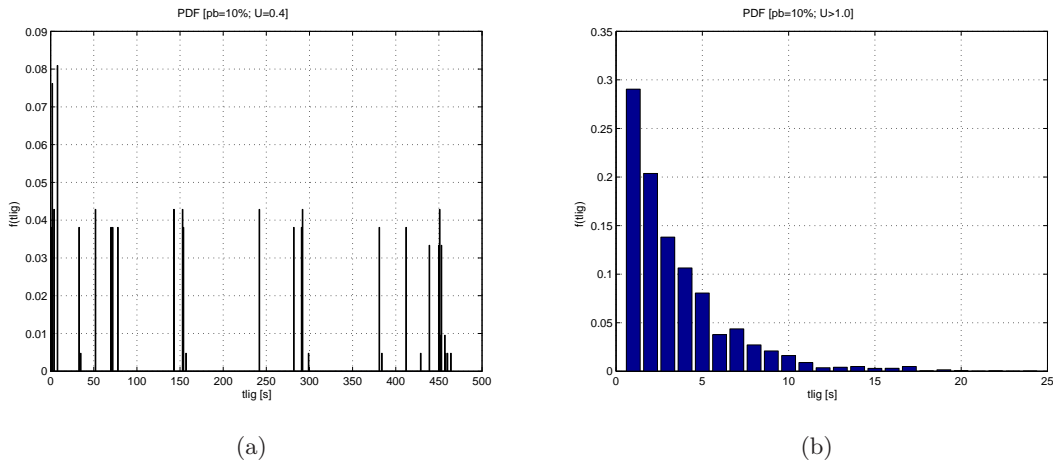


Figura 5.18: Função de densidade de probabilidade da duração das ligações lógicas ( $f(t_{lig})$ ) ( $p_b = 0.1$ , comprimento médio das tramas = 1150 bytes,  $K = 200$  tramas, (a)  $\lambda = 12$  tramas/nó/s, (b)  $\lambda = 16$  tramas/nó/s).

Considerando agora o diagrama temporal representado na Figura 5.17, os *beacons* enviados pelo nó  $A$  são recebidos pelo nó  $B$  após o intervalo  $T_D$ . Quando o primeiro *beacon* é recebido pelo nó  $B$ , este cria o novo registo na sua tabela de *beacons* e, simultaneamente, activa o temporizador com o intervalo de tempo

$$T_O = \beta T_B, \beta \geq 2. \quad (5.16)$$

O valor do temporizador é um múltiplo do período de *beacon*, considerando-se que  $\beta \in \mathbb{Z}^+$ . Desta forma o valor do temporizador será pelo menos o dobro de  $T_B$ . Os exemplos ilustrados na Figura 5.18 mostram que a constante  $\beta = 2.5$  origina grande incoerência nas ligações lógicas. Nestes casos, a ligação lógica é quebrada indesejadamente quando

$$\beta < \frac{T_D}{T_B}. \quad (5.17)$$

O atraso total do protocolo MAC ( $T_D$ ) retarda a transmissão do *beacon* e, embora a ligação física ainda exista, a ligação virtual é considerada quebrada se a rede se encontrar num estado de saturação de tráfego. Apresenta-se na próxima sub-secção uma regra para adaptar o parâmetro  $\beta$  face aos valores de carga da rede.

### Regra de adaptação

Executando a metodologia apresentada nos exemplos da Secção 4.2, ou utilizando a aproximação do tempo de serviço apresentado na Secção 4.3, é possível obter uma aproximação do valor do tempo total do protocolo MAC ( $\hat{T}_D$ ). Esse valor pode ser utilizado para adaptar o múltiplo  $\beta$ , e simultaneamente variar  $T_O$ . Sabido  $\hat{T}_D$ , propõe-se uma regra de adaptação linear de  $\beta$  dada por

$$\beta = 1 + \min\{\lceil \kappa \hat{T}_D \rceil, \beta_{max}\}, \quad (5.18)$$

onde  $\lceil x \rceil$  representa a operação de arredondamento ao inteiro mais pequeno não inferior a  $x$  ("ceil"). A variável  $\hat{T}_D$  é uma aproximação do valor médio do atraso total na sub-camada MAC. Como o atraso total na sub-camada MAC apresenta valores de variância elevada (facto ilustrado nas figuras 4.3 e 4.4), o parâmetro  $\kappa > 1$  tende a compensar essas

situações. Por exemplo, caso o valor instantâneo do atraso do MAC suba rapidamente, este é atenuado pelo valor médio ( $\hat{T}_D$ ), e  $\beta$  pode não reflectir a adaptação com a dinâmica pretendida. Neste caso, o parâmetro  $\kappa$  eleva o valor de  $\hat{T}_D$  de forma a prevenir a sua subida. Note-se ainda que não existe perigo em parametrizar  $\kappa$  com um valor fixo arbitrário. Mesmo que o valor de  $\kappa$  seja relativamente elevado, a parametrização do valor de  $\beta_{max}$  de acordo com a mobilidade dos nós elimina o perigo de  $\beta$  ser sobrevalorizado e prolongar dessa forma as ligações lógicas existentes.

Embora muito simples, a regra (5.18) adapta  $\beta$  de acordo com o valor do atraso total do protocolo MAC sentido na rede. Tal como foi referido, o valor  $\beta_{max}$  deve ser escolhido de acordo com a mobilidade dos nós. Caso  $\beta_{max}$  tenha um valor demasiadamente alto, as ligações lógicas poderão ser prolongadas em demasia, resultando no estado de incoerência i2. Dado que  $T_B$  é dimensionado de acordo com a mobilidade e impactos directos que causa,  $T_B$  é o primeiro parâmetro a dimensionar. Baseado no valor de  $T_B$ , propõe-se que  $\beta_{max}$  seja escolhido de forma a que haja aproximadamente 50% de probabilidade de a ligação lógica ( $p_{lig}$ ) ainda existir após o temporizador prolongar a ligação até ao valor máximo admissível  $T_O = \beta_{max}T_B$ . Desta forma, garante-se que  $\beta$  não toma valores que prolongam em demasia as ligações lógicas.

De seguida apresentam-se resultados da aplicação da regra ao cenário apresentado na Figura 4.4. O parâmetro  $\kappa$  foi parametrizado a 200, dado que beneficia aumentos rápidos dos valores das amostras necessárias para obter  $\hat{T}_D$  e, por outro lado, este valor não sobrevaloriza em demasia a duração das ligações lógicas (devido à escolha de  $\beta_{max}$ ). O valor  $\kappa = 200$  é também utilizado nos restantes cenários apresentados neste capítulo. O cenário a estudar possui quatro intervalos distintos ( $A$  a  $D$ ) no que diz respeito ao tráfego médio gerado por nó ( $\rho_A = 0.275$  entre 0 e 250s,  $\rho_B = 0.617$  entre 250 e 500s,  $\rho_C = 0.104$  entre 500 e 750s, e  $\rho_D = 0.712$  entre 750 e 1000s). Como os 10 nós se encontram imóveis, o tempo de duração das ligações físicas é o tempo total simulado. Aplicando o modelo descrito no Capítulo 3 ao intervalo onde é gerada mais carga (intervalo D), obtém-se um valor do tempo  $T_D$  igual a 0.042 segundos. Note-se que o valor dado pelo modelo é o valor médio esperado em equilíbrio, pois, observando a Figura 4.4, verifica-se que o valor máximo de  $\hat{T}_D$  obtido nas simulações (aproximadamente 0.28 segundos) é superior.

Neste caso, tomando o intervalo  $D$  por ser o intervalo em que a rede se encontra com o maior valor de carga, o produto  $\kappa T_D$  vale aproximadamente 8.4 segundos em estado de equilíbrio. No entanto, em tempo real, verifica-se que  $\hat{T}_D$  pode valer 0.28 segundos, o que pode elevar o produto  $\kappa \hat{T}_D$  a 56 segundos. Por esse motivo, limita-se o produto de  $\kappa \hat{T}_D$  a  $\beta_{max} = 15$ , não permitindo que valores de tempo de atraso muito elevados possam prolongar as ligações em demasia. A Figura 5.19 apresenta a função de distribuição acumulada (fda) da duração das ligações. Como se verifica, as ligações físicas duram o tempo de simulação (1000s), enquanto que as ligações lógicas, utilizando um SB com  $\beta$  constante e a valer 2.5, apresentam um tempo de duração inferior às físicas. No entanto, a utilização do parâmetro  $\beta$  adaptado por (5.18) (valores apresentados na Figura 5.20) faz com que as fda das ligações físicas e lógicas se sobreponham. Este exemplo visa

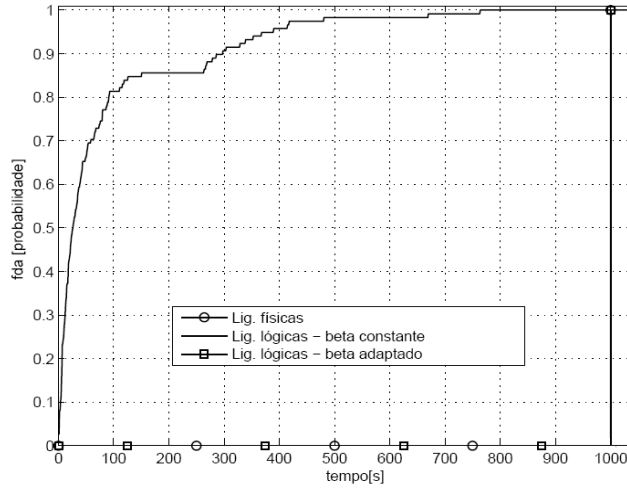


Figura 5.19: Função de distribuição acumulada (fda) da duração das ligações lógicas e físicas do cenário apresentado na Figura 4.4.

observar a adaptação de  $\beta$  (representado na Figura 5.20) nos quatro intervalos de carga distintos. Tal como seria de esperar, a aplicação da regra aumenta  $\beta$  sempre que o valor aproximado do atraso total do protocolo MAC aumenta. Note-se que este exemplo é meramente académico, pois considera nós imóveis, e, dessa forma, o parâmetro  $\beta_{max}$  pode tomar um valor muito elevado sem que haja o perigo de originar a incoerência descrita na situação i2.

Para avaliar a regra de adaptação numa situação de mobilidade dos nós, consideram-se dois padrões de mobilidade diferentes, os quais são gerados de acordo com o modelo

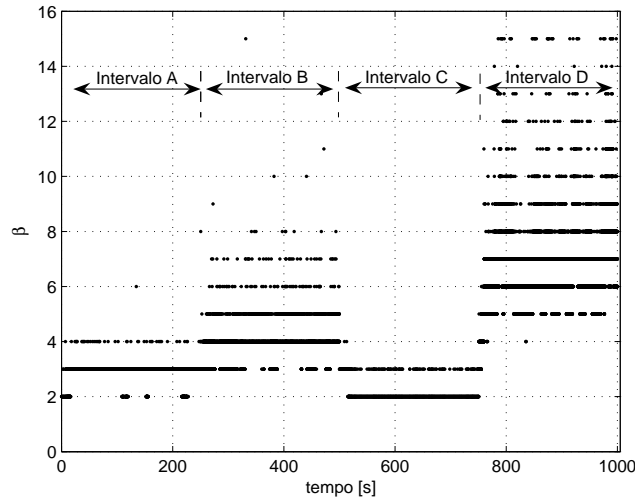


Figura 5.20: Valores de  $\beta$  adaptados pela regra (5.18) no cenário apresentado na Figura 4.4.

*Random Waypoint*, cuja parametrização se apresenta na Tabela 5.4. A rede avaliada é composta por 10 nós com um raio de alcance de rádio de 100 metros, estando os nós posicionados numa área de 500x500 metros. Cada nó gera tramas com 125 bytes de dados de acordo com uma distribuição exponencial com média 50 tramas/s. A parametrização usada na norma IEEE 802.11b encontra-se especificada na Tabela 4.1. Como se considera tráfego homogêneo, o valor de  $\hat{T}_D$  usado na adaptação do parâmetro  $\beta$  é obtido aplicando o exemplo descrito na Secção 4.2.

Tabela 5.4: Cenários de mobilidade avaliados.

Padrão	$V_{min}[m/s]$	$V_{max}[m/s]$	tempo de pausa	$E(v)[m/s]$	$E(v_r)[m/s]$
A	1.0	40.0	6.0	5.89	7.52
B	10.0	40.0	0.0	21.64	29.56

Analisando o cenário de mobilidade A e escolhendo  $T_B = 1s$ , o valor de a probabilidade de a ligação física ainda existir após o intervalo de tempo  $T_B$  ( $p_{lig}$  dado pela expressão (5.13)) é de 95.2%. Interessa que o temporizador não prolongue as ligações lógicas em demasia. Dessa forma, assume-se que as ligações lógicas só são prolongadas até que a probabilidade de a ligação física ainda existir ser de aproximadamente 50%. Aplicando a expressão (5.13), sabe-se que, para este cenário, o valor de  $p_{lig}$  vale 48.9% quando  $T_B$  vale 10s. Por outras palavras, sabe-se que as ligações lógicas só devem ser prolongadas

até 10 segundos, caso se queira ter ainda uma probabilidade de 48.9% de existir ligação física. Dado que  $T_O = \beta T_B$ , e sendo  $T_B = 1s$ , então, para que  $T_O$  seja no máximo 10s, o valor de  $\beta_{max}$  vale 9 (aplicando a expressão (5.18)). A Figura 5.21 apresenta a função de distribuição acumulada (fda) da duração das ligações lógicas obtidas no cenário A, comparando-as com a fda da duração das ligações físicas. Nas condições de carga descritas anteriormente, quando o SB usa o parâmetro  $\beta = 2.5$  de forma fixa e  $T_B = 1s$  (curva denominada "beta constante"), verifica-se que as ligações lógicas obtidas pelo SB exibem uma duração inferior às ligações físicas. Neste caso, o valor de  $\beta = 2.5$  é demasiado curto e as ligações lógicas são quebradas indevidamente. No entanto, utilizando o parâmetro  $\beta$  adaptado por (5.18) com parametrização  $T_B = 1s$  e  $\beta_{max} = 9$ , a fda da duração dos caminhos lógicos aproxima-se da fda da duração dos caminhos físicos, diminuindo a incoerência entre ambos. Na realidade, a adaptação do valor do temporizador à carga existente na rede prolonga suficientemente a ligação de forma a evitar a quebra de ligação devido ao atraso na transmissão ( $T_D$ ) ou à perda de uma ou mais tramas consecutivas devida a colisões.

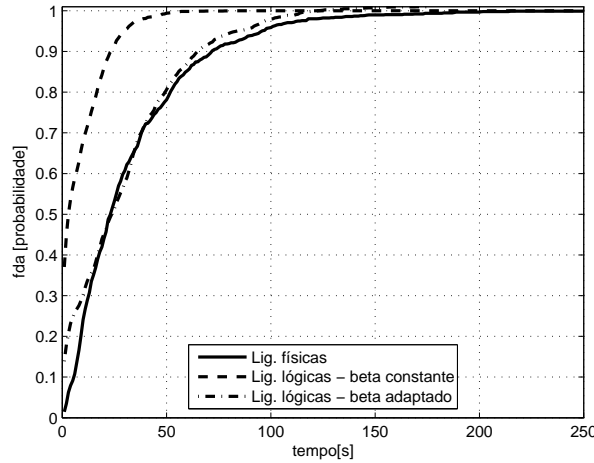


Figura 5.21: Função de distribuição acumulada da duração das ligações no cenário de mobilidade A.

O cenário B apresenta maior mobilidade. A Figura 5.22 apresenta a fda da duração das ligações físicas no cenário de mobilidade B. Quando se usa o cenário de carga anteriormente descrito, a fda da ligação dos caminhos lógicos dados pelo SB quando  $\beta$  é fixo (com valor 2.5 e com  $T_B = 1s$ ) indica que as ligações lógicas são quebradas em demasia, pois as



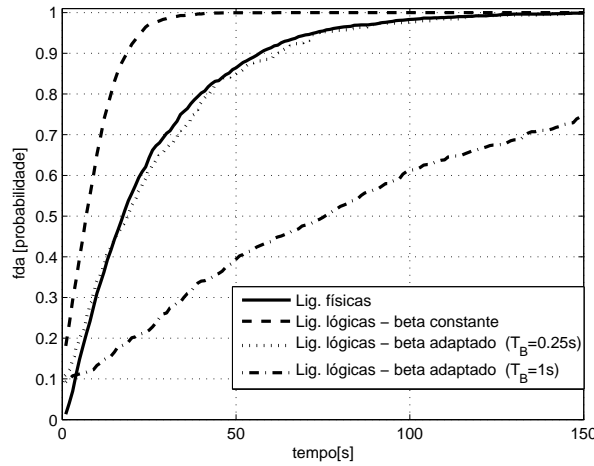


Figura 5.22: Função de distribuição acumulada da duração das ligações no cenário de mobilidade B.

ligações físicas possuem uma duração média superior. Adaptando o valor de  $\beta$ , estudam-se dois casos distintos. Para fundamentar o estudo, apresentam-se na Tabela 5.5 os valores da probabilidade  $p_{lig}$  para diversos valores de  $T_B$ . No primeiro caso escolhe-se o valor de  $T_B = 1s$ . Este valor é muito elevado para este cenário de mobilidade, pois, para que o valor de  $p_{lig}$  seja aproximadamente 50%, o valor de  $\beta_{max}$  deverá ser 2 (com  $p_{lig}$  a valer 45.5%). Assim,  $\beta$  adaptado por (5.18) tomaria somente os valores 2 ou 3, estando próximo da opção de  $\beta$  fixo. Dessa forma, optou-se por estudar a fda da duração dos caminhos lógicos não limitando o valor de  $\beta$  ( $\beta_{max} = \infty$ ). A Figura 5.22 apresenta os resultados obtidos (curva "Lig. lógicas - beta adaptado ( $T_B = 1s$ )"), observando-se que as ligações lógicas são prolongadas em demasia, apresentando um valor médio superior às ligações físicas. Para não limitar os valores de  $\beta$  obtidos com a regra de adaptação (5.18) a 2 ou 3, diminuiu-se o valor de  $T_B$  para 0.25 segundos. Consultando a Tabela 5.5 para  $T_B = 0.25s$ , sabe-se que a probabilidade de as ligações físicas ainda existirem após um intervalo de

Tabela 5.5: Valores de  $p_{lig}$  para vários valores de  $T_B$  nas condições do cenário de mobilidade B.

$T_B = 0.25s$	$T_B = 0.5s$	$T_B = 0.75s$	$T_B = 1.0s$	$T_B = 1.25s$	$T_B = 1.5s$	$T_B = 1.75s$	$T_B = 2.0s$
95.3%	90.6%	85.9%	81.3%	76.6%	72%	67.4%	62.9%
$T_B = 2.25s$	$T_B = 2.5s$	$T_B = 3s$	$T_B = 4s$	$T_B = 5s$	$T_B = 6s$	$T_B = 7s$	$T_B = 8s$
~58.5%	54.0%	45.5%	29.4%	15.4%	4.5%	~0%	~0%

2.5 segundos ( $10T_B$ ) é de 54%. Nesta situação, aplicando a expressão (5.16), obtém-se  $T_O = (1 + \beta_{max})0.25 = 2.5s$ , donde  $\beta_{max} = 9$ . Desta forma,  $\beta$  apresenta um intervalo de valores inteiros de 2 a 10. Os resultados obtidos na Figura 5.22 (ver curva "Lig. lógicas - beta adaptado ( $T_B = 0.25s$ )") aproximam a fda das ligações lógicas à fda das ligações físicas, o que melhora o nível de coerência do SB.

Enquanto a utilização dos valores de  $\beta$  constantes não toma os valores da carga da rede em consideração, constata-se que a adaptação do valor de  $\beta$  melhora a coerência entre as ligações lógicas e físicas.

## 5.4 Localização de recursos

Esta secção apresenta dois algoritmos para descoberta e localização de recursos numa rede *ad hoc* móvel, utilizando o algoritmo de agrupamento apresentado na secção 5.2. Os algoritmos são baseados em inundação de rede, e visam otimizar a tarefa de inundação de modo a diminuir a quantidade de transmissões necessárias para cobrir todos os nós da rede. O primeiro algoritmo só necessita de usar a informação contida nos *beacons* vindos de cada um dos nós vizinhos, utilizando informação a 1.5 saltos. O segundo modifica o *beacon* utilizado no Algoritmo de eleição 5.1, de forma a incluir informações relativas aos nós contidos a dois saltos, utilizando informação a 2.5 saltos.

Nesta secção considera-se que cada nó retransmite no máximo a mensagem de *query* uma única vez. Esta abordagem não se aplica a redes tolerantes a atrasos [Fal03], onde é frequente realizar múltiplas retransmissões da *query* em diferentes instantes temporais para propagar a mensagem a partições da rede até aí desconhecidas. A operação de localização de um recurso na rede inicia-se com o envio da mensagem *query* por um nó que pretende obter informações acerca desse recurso (nó de origem). A *query* contém o endereço do nó de origem ( $n_{origem}$ ), um identificador da mensagem ( $Q_{id}$ ) e a identificação do recurso a ser localizado ( $R_{id}$ ). Só os nós que possuem o recurso  $R_{id}$  pretendido é que respondem ao pedido com o envio da mensagem *hit*, a fim de informar o nó de origem acerca da localização do recurso. Os algoritmos analisados nesta secção têm como objectivo o encaminhamento da mensagem *query* para o nó proprietário do recurso e da mensagem *hit* do proprietário do recurso até ao nó de origem. Denomina-se caminho de expedição o

conjunto de nós percorrido pela mensagem *query* entre o nó de origem e o nó que possui o recurso. Denomina-se caminho inverso o conjunto de nós percorrido pela mensagem *hit* entre o nó que possui o recurso e o nó de origem.

Destacam-se duas técnicas utilizadas neste trabalho para comparar as propostas de minimização das transmissões na tarefa de inundação da rede:

- *source routing*:

esta técnica é usada em diversos protocolos de encaminhamento para redes *ad hoc* móveis, nomeadamente no protocolo *Dynamic Source Routing* (DSR) [JM96]. A operação de localização inicia-se também com uma mensagem de *query*, contendo informação relativa a  $n_{origem}$ ,  $Q_{id}$ ,  $R_{id}$ , e a lista  $P$  dos nós que formam o caminho de expedição. Cada nó transmite cada mensagem *query* que recebe, desde que não tenha sido previamente recebida. Antes de ser transmitida, o nó inclui o seu endereço na lista  $P$  que será copiada para a *query*. Quando a *query* atinge um nó que possui o recurso pretendido, a lista  $P$  é usada de forma invertida para encaminhar a mensagem de *hit* até ao nó de origem.

- inundação pura:

esta é uma técnica do tipo "força bruta" para propagar as mensagens *query* e *hit*. A mensagem de *query* só contém as informações  $n_{origem}$ ,  $Q_{id}$  e  $R_{id}$ . Depois de receber qualquer uma das mensagens, cada nó da rede transmite-a uma vez. Este é o pior caso em termos de número de transmissões, já que numa rede com  $n$  nós, a localização de um recurso origina  $2n$  transmissões na rede.

Como a técnica de *source routing* não necessita de inundar todos os nós da rede com a resposta *hit*, apresenta uma redução da largura de banda quando comparada à inundação pura. No entanto, a sua eficiência baixa à medida que a mobilidade dos nós aumenta, porque a frequente mudança das conexões entre nós pode invalidar o caminho de retorno utilizado para encaminhar a mensagem de *hit*. A técnica de inundação pura pode aumentar o sucesso da localização, nomeadamente quando os nós apresentam grande mobilidade. Contudo, o aumento de tráfego de *broadcast* que origina pode diminuir o desempenho do protocolo MAC (tal como se verificou no Capítulo 3), aumentando a probabilidade de insucesso na transmissão das tramas e a consequente diminuição do sucesso na localização

do recurso pretendido.

#### 5.4.1 Algoritmo que utiliza informação a 1.5 saltos

A minimização do número de transmissões para efectuar a cobertura total da rede aqui apresentada é parcialmente baseada no algoritmo de *source routing* [JM96] e no algoritmo apresentado em [PL00]. O algoritmo de localização de recursos usa a informação dos GB obtidos através do Algoritmo 5.1, o qual classifica os nós como:

- LGB, se um nó recebe um *beacon* informando-o que foi seleccionado como líder, ou se um nó executa o ramo de auto-eleição de LGB do algoritmo;
- estável não LGB, se um nó selecciona um nó LGB diferente dele mesmo, e não é seleccionado por nenhum vizinho como LGB;
- instável, se um nó não selecciona um LGB.

O algoritmo de localização diminui o número transmissões necessárias para inundar toda a rede. Tal como se viu no algoritmo de agrupamento, a rede é completamente coberta sem a necessidade de todos os nós da rede transmitirem. Por exemplo, na Figura 5.6 basta que os nós  $n_1, n_5$  e  $n_6$  transmitam a *query* para que todos os outros nós da rede a recebam.

Dado que os nós LGB são eleitos pelos seus vizinhos, sempre que os nós LGB transmitem uma *query*, esta é recebida por todo o GB (caso não existam erros de comunicação). Dessa forma, considera-se que todos os nós eleitos LGB transmitem sempre as novas *queries* que recebem. Para efeitos do algoritmo apresentado, todos os nós instáveis são tratados como nós LGB, transmitindo sempre as *queries* que recebem, pois podem ser os únicos elementos capazes de ligar duas árvores de grupos desconectas no instante em que recebe a *query*. No entanto, dado que são nós com um nível de mobilidade não "estável", atrasam a transmissão da *query* na esperança que a mesma atinja o destino por uma rota que não os inclua. Os únicos nós que podem cancelar a transmissão da *query* são os nós estáveis não LGB. Dessa forma, um nó estável não LGB atrasa a transmissão da *query*, escutando as transmissões das *queries* dos nós vizinhos. A partir dessas transmissões, os nós estáveis não LGB recolhem os endereços dos nós que as enviam. Quando o período de atraso de transmissão termina, os nós podem cancelar a transmissão da *query*, caso todos

os nós LGB (incluindo os nós instáveis) dos nós vizinhos já tenham enviado a trama.

As Figuras 5.23(a), (b) e (c) representam o algoritmo aplicado nos três tipos de nós. As mensagens de *query* incluem os identificadores anteriormente descritos  $n_{origem}$ ,  $Q_{id}$  e  $R_{id}$ , e duas listas que contêm informação acerca do caminho de expedição. A lista  $S$  contém todos os nós LGB visitados pela *query*. A lista  $U$  contém todos os nós estáveis não LGB e os nós instáveis visitados a partir do último nó LGB. Todos os nós guardam os campos  $Q_{id}$  e  $n_{origem}$  para só transmitirem uma vez cada *query* recebida.

Os nós LGB que recebam uma *query* (algoritmo apresentado na Figura 5.23(b)) não recebida anteriormente e que não possuam o recurso pedido, adicionam ao seu repositório de dados o tuplo  $(U, Q_{id}, n_{origem})$  (representado no algoritmo pela função "repos"). Posteriormente a lista  $U$  é iniciada a vazio, e o nó adiciona o seu endereço à lista  $S$ . As listas  $U$  e  $S$  são depois enviadas na *query*. Os nós instáveis que recebam uma *query* não recebida anteriormente e que não possuam o recurso pedido (algoritmo apresentado na Figura 5.23(a)), só adicionam o seu endereço à lista  $U$  e copiam a lista  $U$  para a *query* antes de a transmitirem.

Quando um nó estável não LGB recebe uma *query* não recebida anteriormente, guarda as listas  $U$  e  $S$  contidas na *query* (variáveis  $U_{receb}$  e  $S_{receb}$  no algoritmo representado na Figura 5.23(c)), respectivamente. Para reduzir o número de transmissões, os nós estáveis não LGB atrasam a transmissão da *query* durante um intervalo de tempo aleatório  $T_{atraso}$  (nunca inferior a um mínimo pré-definido), escutando as transmissões efectuadas pelos nós vizinhos, a fim de identificarem as *queries* transmitidas com os mesmos identificadores  $n_{origem}$  e  $Q_{id}$ . Durante este período, os nós adicionam as listas  $S$  e  $U$  das *queries* recebidas com os mesmos identificadores (representadas no algoritmo por  $S_{receb}$  e  $U_{receb}$ ) às listas  $U$  e  $S$  do repositório (representadas por  $S_{repos}$  e  $U_{repos}$ ). A lista  $S_{repos}$  contém todos os nós LGB visitados pelas várias *queries* recebidas com o mesmo identificador, servindo assim para saber quais os nós LGB inundados durante o período de espera de transmissão da *query*. Quando o temporizador expira ( $t \geq T_{atraso}$ ), o nó estável não LGB determina se a *query* já foi transmitida por todos os LGB eleitos pelos seus nós vizinhos. Este nó irá transmitir a *query* se, pelo menos, um dos LGB eleito pelos nós vizinhos não tiver transmitido ainda a *query*.

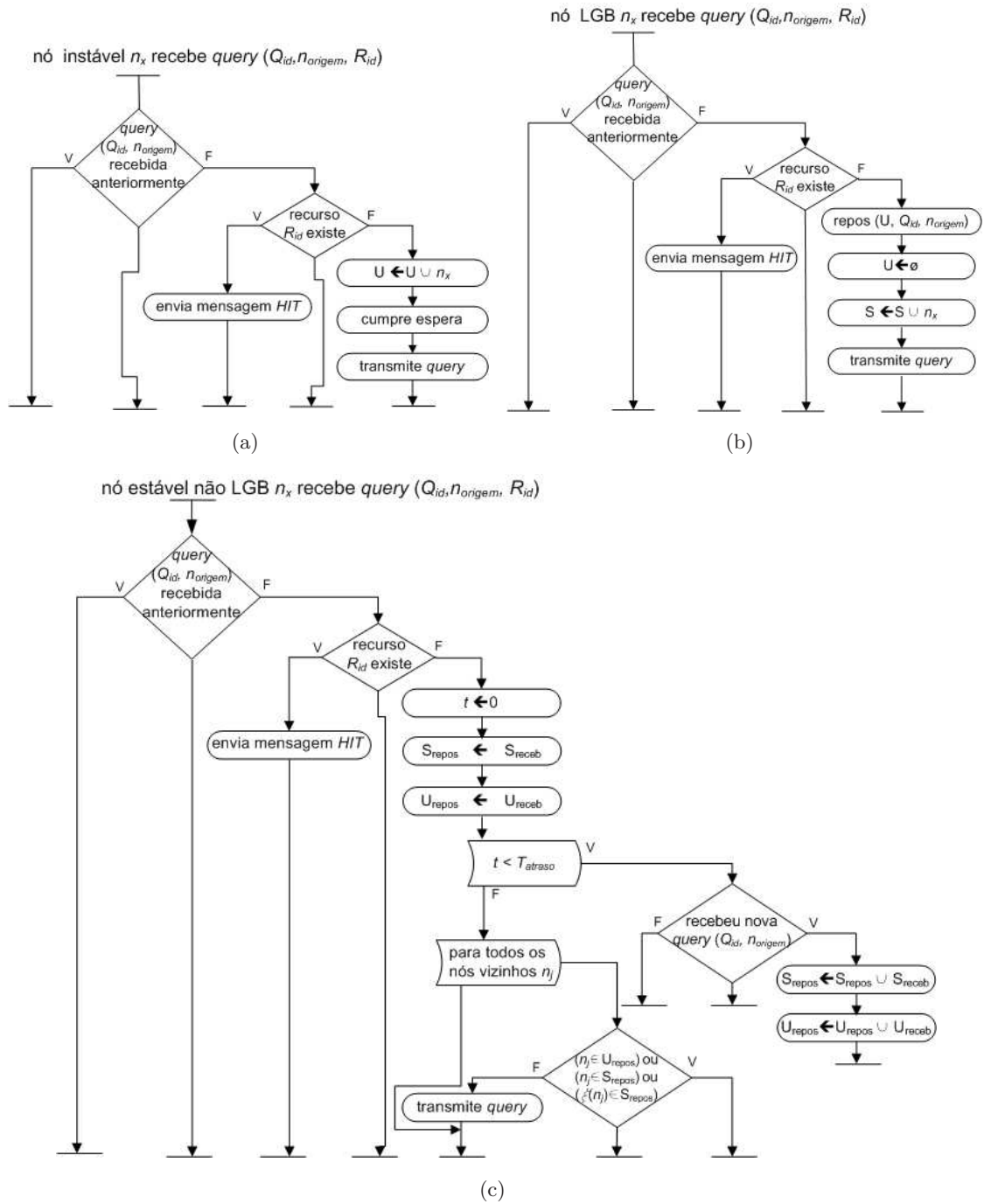


Figura 5.23: Algoritmo de minimização das transmissões necessárias para inundar a rede utilizando informação a 1.5 saltos.

Considere-se a aplicação do algoritmo de minimização das transmissões à rede ilustrada na Figura 5.24. Suponha-se que o nó  $n_7$  recebe uma *query* transmitida pelo seu LGB (nó  $n_5$ ). A *query* contém a lista de todos os LGB visitados e, dessa forma, contém pelo menos o nó  $n_5$ . Como o nó  $n_7$  é um nó estável não LGB, o nó cancela a transmissão da *query* depois de o seu temporizador expirar. Isto deve-se ao facto de todos os nós LGB dos seus vizinhos (que neste caso é o nó  $n_5$ ) já terem transmitido a trama. Pode suceder outro evento distinto caso o nó  $n_3$  receba uma *query* originada pelo nó  $n_2$ . Neste caso, o nó estável não LGB  $n_3$  espera o tempo  $T_{atraso}$  definido para o temporizador. Como os nós LGB transmitem as *queries* recebidas sem executarem nenhum atraso propositado, existe uma elevada probabilidade de o nó  $n_3$  receber a *query* a partir do seu nó LGB (nó  $n_1$ ) sem que o seu temporizador tenha expirado. Se isto suceder, quando o temporizador do nó  $n_3$  expira, o nó verifica se os endereços dos nós  $n_6$  e  $n_1$  (LGB dos nós vizinhos) estão contidos nas listas  $S$  das várias *queries* recebidas com o mesmo identificador  $Q_{id}$  e com o mesmo nó de origem  $n_{origem}$  durante a activação do temporizador. Caso isso suceda, o nó não transmite a *query*. De notar ainda que, caso o nó  $n_4$  receba uma *query* do nó  $n_5$ , o nó instável  $n_9$  receberá a trama do nó estável não LGB  $n_4$ , pois o algoritmo executado pelo nó  $n_4$  considera que a *query* é sempre transmitida caso um nó estável não LGB possua um vizinho instável. Note-se, no entanto, que, caso o nó  $n_9$  esteja no raio de alcance do nó  $n_4$  durante um curto intervalo de tempo, pode suceder que o nó  $n_4$  nunca chegue a receber um *beacon* do nó  $n_9$ . Nesta situação, o nó  $n_4$  nunca envia a *query* para o nó  $n_9$ , pois não sabe da existência do nó  $n_9$ .

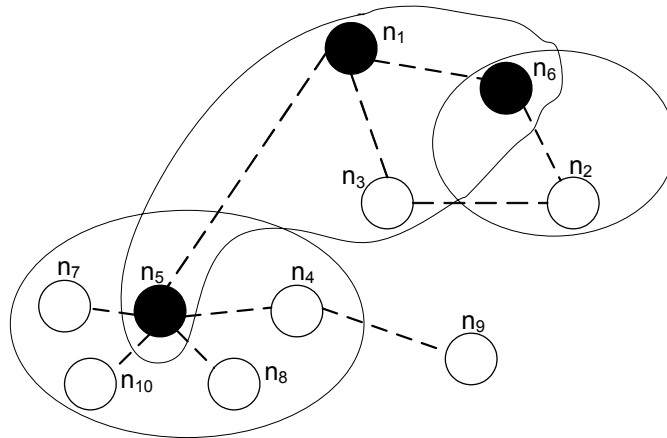


Figura 5.24: Exemplo de uma rede *ad hoc*. Os nós  $n_1$ ,  $n_5$  e  $n_6$  são LGB. O nó  $n_9$  é instável.

Tal como se observa nos algoritmos apresentados na Figura 5.23, sempre que um nó possui o recurso pretendido pelo nó de origem, envia uma mensagem *hit*. A mensagem *hit* é encaminhada pela rede, utilizando as listas  $U$  e  $S$  contidas na *query*, bem como todas as listas  $U$  guardadas nos repositórios de todos os nós LGB que transmitem a *query*. As mensagens *hit* possuem um campo com o mesmo identificador da *query* que as origina ( $Q_{id}$ ), e outro que identifica o nó que origina a *query* ( $n_{origem}$ ). O nó que possui o recurso copia as listas  $U$  e  $S$  contidas na *query* para a mensagem *hit*. O Algoritmo 5.2 é usado pelos nós para encaminhar a mensagem *hit* para o nó de origem. Note-se que o algoritmo só é aplicado quando cada nó recebe uma mensagem *hit* com um identificador ( $n_{origem}$ ,  $Q_{id}$ ) não recebido previamente. Para encaminhar a mensagem de *hit* para o nó que origina a *query*, são usadas as listas  $S$  e  $U$  contidas na *query*. O caminho inverso é reconstruído, usando as listas  $S$  e  $U$  e as várias listas  $U$  guardadas no repositório de cada um dos nós LGB visitados pela *query*. Quando um nó recebe a mensagem *hit*, começa por verificar se o seu endereço é o mesmo do nó de origem (linha 1 do Algoritmo 5.2). Caso não seja, a mensagem é encaminhada para outro nó. Cada nó começa por verificar se a lista  $U$  contida na mensagem *hit* recebida ainda contém elementos, e caso contenha retira-lhe o último endereço inserido (linha 3) e tenta transmitir para esse endereço. Caso a lista  $U$  não contenha elementos, o nó verifica se possui alguma entrada no seu repositório com os identificadores  $n_{origem}$  e  $Q_{id}$  (linha 5). Caso possua uma lista  $U$  no seu repositório de dados, o nó usa essa lista, retirando-lhe o último endereço inserido (linha 7), transmitindo depois a mensagem *hit* para esse endereço. Caso a lista  $U$  não exista no repositório desse nó, o nó tenta enviar a mensagem de *hit* para o último nó inserido na lista  $S$  (linhas 11 e 12). Caso a lista não contenha nenhum elemento, o nó utiliza o endereço de *broadcast* para efectuar uma transmissão do tipo ponto-multiponto, tentando alcançar o nó de origem através da inundação pura da rede. Note-se que, no algoritmo, a função "transmite\_hit\_para(endereço\_envio)" tenta enviar a mensagem, utilizando uma transmissão do tipo ponto-a-ponto. No entanto, como este tipo de comunicação permite o reconhecimento do sucesso da transmissão, sempre que a transmissão falha, a função retransmite depois a mensagem de *hit*, utilizando um endereço do tipo *broadcast*. Quando o caminho percorrido entre dois nós pela mensagem de *query* não é válido para transmissão da mensagem de



*hit*, a função "transmite\_hit\_para" observa ainda se algum dos nós vizinhos está contido na alguma das listas  $U$  ou  $S$  contidas na mensagem *hit*, e, caso esteja, tenta transmitir-lhe a mensagem antes de optar por efectuar a transmissão do tipo ponto-multiponto. Ao tentar enviar a mensagem através da transmissão do tipo ponto-multiponto, o algoritmo tenta encontrar o nó de origem mesmo quando os nós contidos no caminho inverso já não são seus vizinhos (devido a elevados valores de mobilidade ou a erros na transmissão). No entanto, este tipo de inundação pura é parcial, pois a transmissão da mensagem *hit*, utilizando o tipo de transmissão ponto-a-ponto, é novamente retomada pelo nó que identifique nós vizinhos que estejam contidos nas listas  $S$  ou  $U$ .

```

parâmetros de entrada:  $U, S, n_{origem}, Q_{id}$ 
1 if ( $n_a \neq n_{origem}$ ) then
2   if ( $\text{tamanho}(U) > 0$ ) then
3     endereço_envio  $\leftarrow$  retira_ultimo_elemento( $U$ );
4     transmite_hit_para(endereço_envio);
5   else                                     /* hit recebido por um nó LGB? */
6     encontra_e_atualiza_lista_U( $n_{origem}, Q_{id}$ )
7     if ( $\text{tamanho}(U) > 0$ ) then
8       endereço_envio  $\leftarrow$  retira_ultimo_elemento( $U$ )
9       transmite_hit_para(endereço_envio)
10    else                                     /* próximo nó é um LGB? */
11      if ( $\text{tamanho}(S) > 0$ ) then
12        endereço_envio  $\leftarrow$  retira_ultimo_elemento( $S$ )
13        transmite_hit_para(endereço_envio)
14      else /* envia mensagem hit para um endereço broadcast */
15        transmite_hit_para(endereço_broadcast)
16
17
18

```

**Algoritmo 5.2:** Algoritmo usado por cada um dos nós para encaminhar a mensagem *hit* até ao nó de origem.

O algoritmo proposto utiliza a informação dos grupos para auxiliar a inundação da rede, apresentando algumas características que melhoram a eficiência dos protocolos SBA [PL00] e ABC-QS [CY02], a saber:

- o tempo necessário para localizar o recurso diminui, pois os nós LGB no algoritmo apresentado nunca atrasam a transmissão da *query*;
- o tamanho da mensagem *query* é reduzida, pois os nós LGB guardam no seu repo-

sitório a informação dos nós atravessados pela *query* entre dois nós LGB;

- o algoritmo executa a operação de localização do recurso, usando preferencialmente os nós estáveis LGB, os quais oferecem maiores garantias de o caminho inverso ainda ser válido;

Além disso, o algoritmo reduz o número de transmissões necessárias para cobrir a rede, sendo que o valor de carga só não é inferior ao algoritmo SBA quando todos os membros dos GB da rede têm necessidade de transmitir a *query*. Estas características melhoram o comportamento do algoritmo em situações de carga elevada, bem como em condições de alta mobilidade dos nós.

#### 5.4.2 Algoritmo que utiliza informação a 2.5 saltos

O algoritmo apresentado nesta sub-secção usa informação a 2.5 saltos, o que implica uma modificação na estrutura dos *beacons* do algoritmo de agrupamento (Algoritmo 5.1). Os *beacons* passam a conter uma lista dos LGB eleitos por todos os seus vizinhos e dos nós instáveis a um salto dos seus vizinhos (vizinhos dos nós vizinhos). Dessa forma, cada nó possui informação acerca de todos os LGB e dos nós instáveis dentro de 2 saltos. Os nós LGB e os nós instáveis transmitem sempre as *queries* que recebem (transmitem uma única vez as tramas com os mesmos identificadores  $n_{origem}$  e  $Q_{id}$ ). Para reduzir o número de transmissões necessárias para cobrir a rede, cada nó inclui na *query* que transmite uma lista (lista  $V$ ) contendo o endereço dos nós vizinhos estáveis não LGB que devem transmitir a *query*. Todos os nós vizinhos estáveis não LGB não incluídos em  $V$  não transmitem a *query*, diminuindo deste modo o número de mensagens transmitidas.

Tal como no algoritmo apresentado na sub-secção anterior, a *query* inclui a lista  $S$  de todos os nós LGB visitados e a lista  $U$  de nós visitados entre dois nós LGB. O Algoritmo 5.3 apresenta o esquema de acções aplicado em cada um dos nós genéricos  $n_a$  que, recebendo ou gerando a *query* pela primeira vez, seleccionam os seus vizinhos que a devem transmitir, os quais são devolvidos pelo algoritmo na lista  $V$ . O primeiro passo para obter a lista  $V$  consiste em obter a lista  $N$  de todos os nós LGB e nós instáveis contidos a 2 saltos do nó (linha 1 do algoritmo). O nó  $n_a$  começa por eliminar da lista  $N$  todos os endereços que estejam contidos na lista  $S$  recebida na *query* (linha 2). Seguidamente apaga todos

os nós vizinhos e ele próprio da lista  $N$  (linhas 3 e 4), de forma a que a lista  $N$  contenha só os nós a 2 saltos para os quais a *query* deverá ser transmitida. As linhas 6 a 11 do algoritmo identificam os nós vizinhos de  $n_a$  que têm mesmo de transmitir a *query*, pois são os únicos nós que poderão propagar a *query* a pelo menos um dos elementos de  $N$ . Note-se que esses nós vizinhos são depois apagados da lista  $N$  na linha 11. Na linha 13, os possíveis elementos contidos em  $N$  já são alcançáveis por mais de um nó vizinho de  $n_a$ . Dessa forma, o algoritmo começa por escolher o vizinho que poderá cobrir mais nós contidos em  $N$ , caso transmita a *query*, seleccionando dessa forma os nós que deverão transmitir a trama até que a lista de  $N$  de nós a cobrir fique vazia (linhas 14 a 17). O algoritmo é executado sempre que um nó transmite a *query*, ou seja o quando:

- um nó origina uma nova *query*;
- um nó LGB transmite uma *query*;
- um nó instável transmite a *query*;
- um nó que, recebendo uma *query*, é apontado como nó emissor da mesma, o que é detectado, caso o seu endereço esteja contido na lista  $V$ ;

No exemplo ilustrado na Figura 5.24, o nó  $n_1$  transmite um *beacon* que envia uma lista com os nós LGB dos seus vizinhos, além da restante informação necessária à execução do algoritmo de agrupamento de nós. Essa lista contém os nós LGB  $n_1$ ,  $n_5$  e  $n_6$ . O nó  $n_5$  tem conhecimento dos nós LGB  $n_1$ ,  $n_6$  e do nó instável  $n_9$ , e também sabe que o nó  $n_9$  só é alcançável a partir de  $n_4$  (o *beacon* que  $n_5$  recebe de  $n_4$  contém o nó  $n_9$  na lista de nós LGB dos seus vizinhos ou de vizinhos instáveis). Como o nó  $n_4$  não é LGB, o nó  $n_5$  irá incluí-lo na lista de nós que devem transmitir a *query*.

A minimização do número de transmissões, utilizando informação a 2.5 saltos é mais sensível a erros no algoritmo de agrupamento de nós do que na versão anterior, em que só é usada informação a 1.5 saltos. Isto deve-se ao facto de a minimização usar informação acerca da topologia da rede com um período de *beacon* de atraso na selecção do(s) nó(s) vizinho(s) que terá(ão) de transmitir a *query*.

Quanto ao algoritmo de encaminhamento das mensagens de *hit*, é utilizado o mesmo algoritmo descrito no método de minimização das transmissões quando só é utilizada

```

parâmetros de entrada:  $S, n_{origem}, Q_{id}$ 
parâmetros de saída :  $V$ 

1  $N \leftarrow \text{cria\_lista\_nós\_LGB\_a\_dois\_saltos}()$ 
2  $\text{apaga\_elemento}(S, N)$  /* elimina os endereços em  $N$  que estejam
   contidos em  $S$  - apaga todos os LGB já visitados */
3 for cada vizinho  $n_y$  do /* apaga todos os vizinhos de  $n_a$  */
4 |  $\text{apaga\_elemento}(n_y, N)$ 
5  $\text{apaga\_sublista}(N, n_a)$  /* este nó ( $n_a$ ) pode-se ter auto-eleito LGB */
6 for cada nó  $lgb_x$  contido em  $N$  do
7 | for cada vizinho  $n_y$  do
8 | |  $\text{testa\_se\_lgb}_x\text{-só\_é\_alcançável\_desde\_}n_y$ 
9 | if  $lgb_x\text{-só\_é\_alcançável\_desde\_}n_y$  then
10 | |  $\text{adiciona\_elemento}(n_y, V)$ 
11 | |  $\text{remove\_elemento}(n_y, N)$ 
12 |
13 while  $\text{lista\_não\_vazia}(N)$  do
14 |  $\text{vizinho} \leftarrow \text{encontra\_o\_vizinho\_que\_cobre\_mais\_LGB\_contidos\_em\_}N()$ 
15 |  $\text{adiciona\_elemento}(\text{vizinho}, V)$ 
16 |  $\text{lista\_alcançada} \leftarrow \text{determina\_LGB\_alcançados\_pelo\_vizinho}(\text{vizinho})$ 
17 |  $\text{apaga\_elemento}(\text{lista\_alcançada}, N)$ 
18 return  $V$ 

```

**Algoritmo 5.3:** Algoritmo usado por cada um dos nós  $n_a$  para seleccionar os seus nós que devem transmitir a *query*.

informação a 1.5 saltos (Algoritmo 5.2).

### 5.4.3 Análise e avaliação de desempenho

O desempenho da tarefa de localização de recursos em redes *ad hoc* móveis depende de múltiplos factores, dos quais se destacam:

- f1 - a estabilidade da topologia da rede: numa rede caracterizada por um elevado grau de mobilidade dos nós, a imagem que um nó possui da sua vizinhança fica rapidamente desactualizada. Os algoritmos que usem maior quantidade de informação acerca da vizinhança tendem consequentemente a reduzir o seu desempenho à medida que o grau de mobilidade dos nós aumenta;
- f2 - a falha de transmissão na propagação da *query*: as colisões entre tramas podem originar a perda de uma *query*, o que pode originar o término do processo de propagação. É fundamental diminuir a probabilidade de colisão entre tramas para diminuir o número de pedidos em que os recursos não são localizados;

- f3 - a falha de transmissão na propagação do *hit*: quando o *hit* é propagado até ao nó que originou a *query* pode também existir uma falha de transmissão, sendo esta situação resumida ao factor anterior. Além disso, caso a mensagem de *hit* seja propagada usando endereços ponto-a-ponto, o caminho inverso pode não ser válido, caso o grau de mobilidade da rede seja elevado;
- f4 - a disponibilidade dos nós: quando o valor da área onde os nós se podem deslocar é muito superior à área de cobertura de rádio de um nó, podem existir conjuntos de nós não contactáveis, ou seja, conjuntos de um ou mais nós que, pela distância a que se encontram de todos os outros nós da rede, não podem comunicar com eles. Assim, caso um nó execute um pedido de localização de um recurso possuído por um nó não contactável, esse pedido não terá sucesso.

Quanto à estabilidade da topologia da rede, é de esperar que o algoritmo utilizando 1.5 saltos de informação apresente uma diminuição de desempenho à medida que o grau de mobilidade da rede aumenta. É expectável que este efeito seja ainda mais evidente no algoritmo que usa 2.5 saltos de informação, já que a probabilidade de a informação da vizinhança ficar desactualizada é ainda mais elevada. Quanto aos factores f2 e f3, pretende-se que a adaptação do intervalo de expiração da ligação lógica ( $T_O$ ), descrito na secção 5.3.2, estabilize a dimensão dos grupos de *broadcast* quando a probabilidade de colisão entre tramas aumenta. Nessas condições, a adaptação apresentada deverá reduzir o número de retransmissões da *query*, pois os algoritmos de localização utilizando 1.5 e 2.5 saltos usam grupos de *broadcast* que são mais imunes ao aumento de carga (as ligações lógicas aproximam-se às ligações físicas existentes). A redução do número de retransmissões conduz à diminuição do número de colisões verificadas e, pelos factores f2 e f3, é de esperar que a adaptação de  $T_O$  aumente o desempenho da localização.

Avaliam-se de seguida os diferentes algoritmos de localização, bem como o impacto da mobilidade e da adaptação do valor do temporizador das ligações lógicas ( $T_O$ ) nos algoritmos de localização de recursos apresentados nas sub-secções 5.4.1 e 5.4.2. A avaliação utiliza um cenário sem mobilidade e os dois cenários de mobilidade onde 100 nós com um raio de alcance de rádio de 100 metros se movimentam numa área de 500x500 metros, usando os parâmetros de mobilidade apresentados na Tabela 5.4. O cenário (padrão) de

mobilidade A representa uma situação de menor mobilidade, enquanto que o cenário B modela um comportamento de mobilidade mais elevada.

Os nós utilizam a norma IEEE 802.11b parametrizada de acordo com os parâmetros apresentados na Tabela 4.1, excepto o valor do parâmetro  $p_b$ , que neste caso foi de 0.1. O padrão de geração de carga utilizado nas diferentes simulações foi semelhante, ou seja, a média de geração de tramas foi de 20.1 tramas/nó/segundo para todas as simulações.

Para gerar as *queries*, utilizou-se o modelo apresentado em [GFJ<sup>+</sup>03]. Este modelo começa por distribuir aleatoriamente um conjunto de recursos pelos nós da rede, e a geração das *queries* é realizada tendo em conta dois estados em que os nós se podem encontrar. No estado inactivo os nós não realizam qualquer tipo de operação. O recurso é obtido no estado específico de obtenção do recurso, sendo a *query* gerada na transição do estado inactivo para o estado de obtenção de recurso. Para definir a geração das tramas, especificam-se os tempos máximos  $T_{inact}$  e  $T_{obt}$  dos estados inactivo e de obtenção de recursos, respectivamente, e a probabilidade  $p_t$  de transitar do estado inactivo para o estado de obtenção de recursos. Cada nó cumpre um determinado período de tempo no estado inactivo, o qual é obtido uniformemente a partir do intervalo  $]0, T_{inact}]$ . No final desse período, o nó transita para o estado de obtenção de recursos com probabilidade  $p_t$ , ou inicia outro estado inactivo com nova duração com probabilidade  $1 - p_t$ . A duração do estado de obtenção de recursos é também obtida uniformemente a partir do intervalo  $]0, T_{obt}]$  e, uma vez expirada, o nó regressa ao estado inactivo. Antes de iniciar a simulação, distribuem-se uniformemente 1000 identificadores únicos de recursos pelos 100 nós que constituem a rede. Durante a simulação, cada nó gera um pedido de localização de um determinado recurso não possuído pelo próprio. Nas simulações efectuadas, utilizou-se exactamente a mesma distribuição dos identificadores de recursos possuídos pelos nós e os mesmos 21470 pedidos de localização de recursos, equivalentes a 0.2147 pedidos/nó/segundo.

Começa-se por estudar o tempo necessário à localização do recurso, sendo definido como a duração do intervalo entre o instante em que um nó envia a *query* e o instante em que recebe o *hit* correspondente. Em todas as simulações, o parâmetro  $T_{atraso}$ , utilizado no algoritmo que utiliza informação da vizinhança a 1.5 saltos, foi escolhido aleatoriamente no intervalo  $[75, 125]$  milisegundos. Os resultados obtidos no cenário sem mobilidade e

nos dois cenários com mobilidade são semelhantes. A Figura 5.25 apresenta os resultados obtidos no cenário de mobilidade A. Como se observa, o algoritmo de inundação pura obtém os melhores resultados, pois o tempo médio de localização dos recursos ronda os 49 milissegundos. Na situação inversa, o atraso  $T_{atraso}$ , efectuado propositadamente pelo algoritmo que utiliza informação a 1.5 saltos, apresenta um custo elevado, pois este algoritmo apresenta o pior desempenho com um tempo de localização médio de aproximadamente 1.5 segundos. Os algoritmos de *source routing* e o que utiliza informação a 2.5 saltos apresentam um desempenho intermédio (0.445 segundos e aproximadamente 0.15 segundos, respectivamente). No algoritmo de inundação pura, a *query* que atinge o nó que possui o recurso fá-lo através do caminho mais rápido, pois nenhum nó atrasa a transmissão e, simultaneamente, todos os nós retransmitem a mensagem. O mesmo se aplica na propagação da mensagem de *hit*. Já o algoritmo denominado *source routing*, apresenta um desempenho inferior devido ao facto de o *hit* ser propagado através de tramas *unicast*, as quais possuem um tempo médio de transmissão superior devido às múltiplas retransmissões que podem sofrer. Este facto também sucede no algoritmo que utiliza informação a 2.5 saltos, embora a escolha dos nós que devem propagar a *query* ajude a minimizar o valor do tempo de propagação da *query* e do *hit*. O algoritmo que utiliza informação a 1.5 saltos apresenta o pior resultado, pois o tempo de atraso  $T_{atraso}$  utilizado pelos nós para verificarem se todos os seus vizinhos foram já inundados pela *query* penaliza o desempenho do algoritmo.

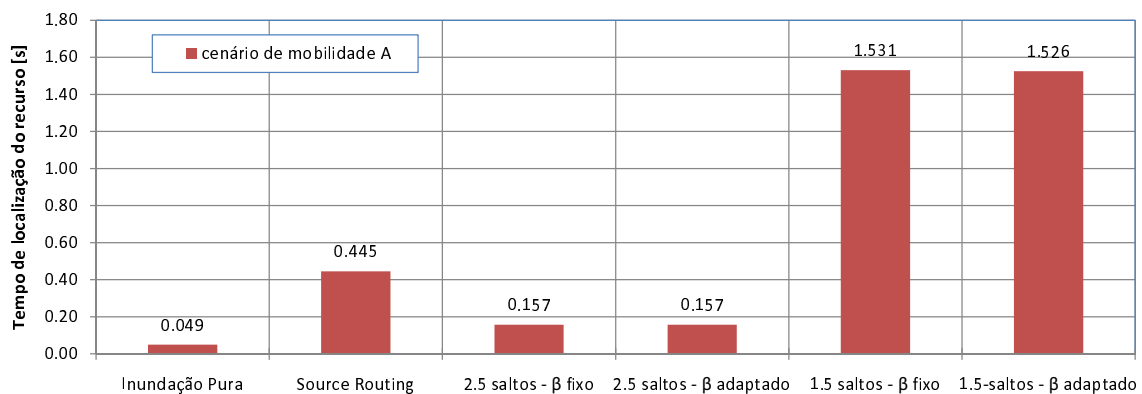
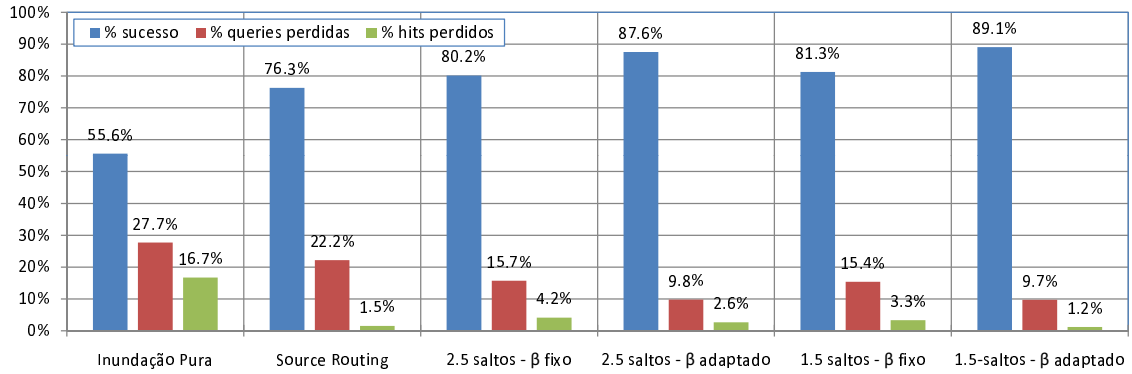


Figura 5.25: Tempo médio de localização do recurso (em segundos) obtido com os diferentes algoritmos.

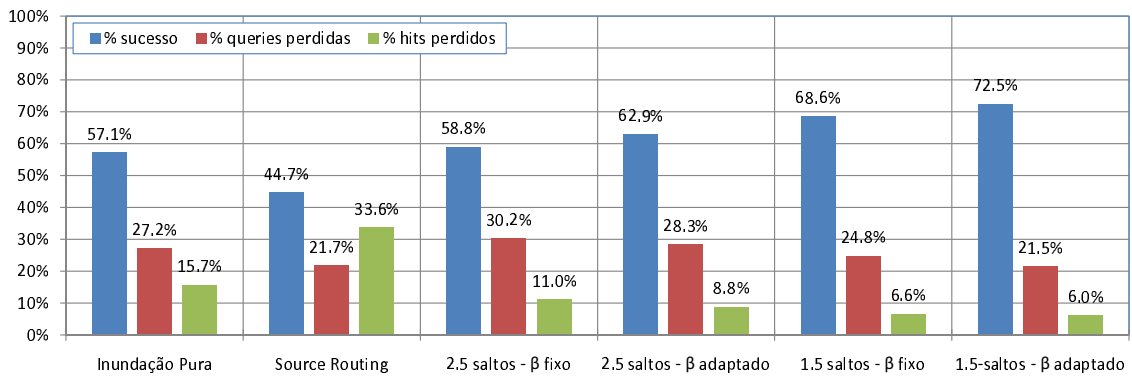
Os resultados de avaliação de desempenho apresentados nas Figuras 5.26 (a)-(c) descrevem o sucesso da localização dos recursos. A percentagem apresentada refere-se às *queries* que não atingem o nó que possui o recurso (% *queries* perdidas); aos *hits* que, sendo enviados pelo nó que possui o recurso, não chegam ao nó que efectuou o pedido de localização (% *hits* perdidos); ou aos pedidos localizados com sucesso. Nos cenários 1.5 e 2.5 saltos "β constante" das figuras (a) e (b), utilizou-se a parametrização  $T_B = 1s$  e  $\beta = 2.5$ . Esta parametrização permite perder um dos *beacons* por colisão sem que seja quebrada a ligação lógica. Nos cenários em que β é adaptado pela regra (5.18) ("β adaptado"), utilizou-se a parametrização apresentada na sub-secção 5.3.2 ( $T_B = 1s$  e  $\beta_{max} = 9$ ), onde se descreveu este cenário de mobilidade. Para o cenário B, cujos resultados se ilustram na Figura 5.26(c), utilizou-se a parametrização  $T_B = 0.25s$  e  $\beta = 6$  (valor em que a taxa de sucesso de localização apresenta melhores resultados entre os valores experimentados de  $\beta = 2$  até  $\beta = 10$ ) quando β é fixo e a parametrização  $T_B = 0.25s$  e  $\beta_{max} = 9$  (utilizada na sub-secção 5.3.2) quando β é adaptado.

Analisando os resultados obtidos sem mobilidade dos nós (Figura 5.26(a)), constata-se que a técnica de inundação pura apresenta a menor percentagem de sucesso da localização de recursos. Este desempenho é justificado pelo efeito de tempestade de *broadcast* originado pelo facto da *query* e do *hit* serem propagados através de inundação. Note-se que a percentagem de *queries* e de *hits* perdidos é a mais elevada de todas as técnicas, sendo f2 e f3 os factores que mais condicionam o sucesso desta técnica. Já a técnica de *source routing* apresenta uma percentagem de sucesso 20% superior à técnica de inundação pura, facto justificado pela eliminação das transmissões do tipo *broadcast* na propagação do *hit*, o que minimiza o factor f3. Comparando os algoritmos de utilização da vizinhança a 1.5 e 2.5 saltos, é visível o aumento da taxa de sucesso de localização quando o parâmetro β é fixo ou adaptado, pois a diminuição do número de retransmissões das *queries* e dos *hits* minimizam ambos os factores f2 e f3. De realçar que a adaptação de β apresenta aumentos de 7.4% no algoritmo que utiliza informação da vizinhança a 2.5 saltos e cerca de 7.8% no algoritmo que utiliza informação da vizinhança a 1.5 saltos, o que demonstra que a adaptação do valor do temporizador das ligações lógicas ( $T_O$ ) diminui os erros entre as ligações lógicas e as físicas, aumentando a eficiência da minimização de retransmissões

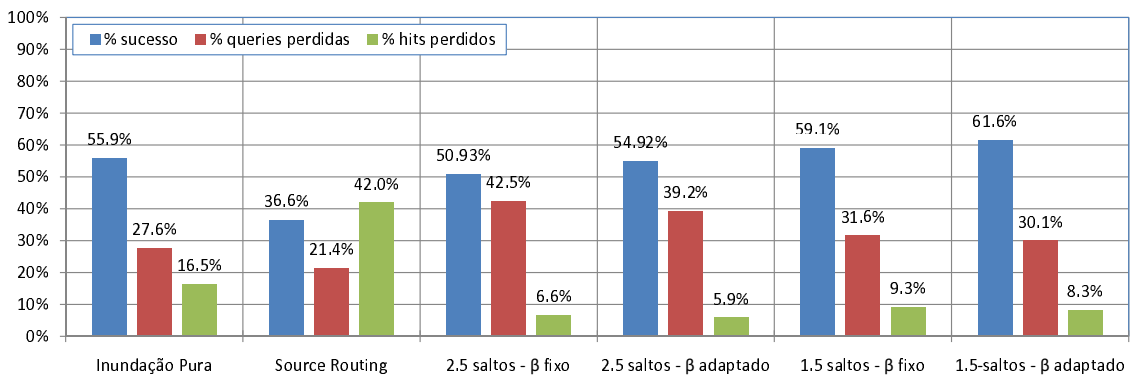




(a)



(b)



(c)

Figura 5.26: Avaliação da taxa de sucesso de localização de recursos: (a) cenário sem mobilidade de nós; (b) cenário de mobilidade A ( $E(v) = 5.89$  m/s); (c) cenário de mobilidade B ( $E(v) = 21.64$  m/s).

explorada por estes algoritmos de localização.

Num cenário de mobilidade média (cenário A, cujo desempenho é ilustrado na Figura 5.26(b)), a técnica de inundação pura mantém o mesmo desempenho quando comparada ao cenário sem mobilidade. A existência de mobilidade piora comparativamente todos os outros algoritmos. No caso da técnica de *source routing*, a mobilidade dos nós diminui a probabilidade de o caminho inverso percorrido pelos *hits* ser válido. Daí haver neste cenário um desempenho de sucesso inferior ao da técnica de inundação pura. Note-se que este desempenho é devido principalmente à perda de *hits* (devido aos factores  $f_1$  e  $f_3$ ), que regista um valor 11.9% superior à perda de *queries*. Neste cenário, os algoritmos que utilizam informação a 1.5 ou 2.5 saltos ainda evidenciam um desempenho superior à inundação pura, sendo novamente visível a superioridade da adaptação do valor de  $\beta$ . No entanto, já se verifica uma diminuição de desempenho do algoritmo que utiliza informação de 2.5 saltos face ao que utiliza somente 1.5. Este efeito é devido ao factor  $f_1$ , pois, utilizando conhecimento a 2.5 saltos, o algoritmo de agrupamento necessita de informação da vizinhança a uma distância superior, a qual tende a ficar mais desactualizada à medida que a mobilidade dos nós aumenta. Nestas condições, o mecanismo de redução do número de retransmissões de *queries* do algoritmo de localização de recursos é menos eficiente, pois a topologia que serviu de critério para eleger os nós que deviam retransmitir a trama pode não ser válida no momento em que a *query* é efectivamente transmitida. Como o algoritmo que utiliza informação de 1.5 saltos da vizinhança utiliza informação mais local ao nó, o algoritmo de agrupamento de nós tende a ter melhor eficiência, o que se traduz num aumento da percentagem de sucesso de localização dos recursos à custa da diminuição das *queries* perdidas. Além disso, como neste algoritmo os nós não LGB podem retransmitir *queries* perdidas pelos nós LGB, o algoritmo é mais tolerante a *queries* perdidas, diminuindo a probabilidade de não localizar o recurso por a *query* não atingir o nó que possui o recurso.

À medida que a mobilidade dos nós aumenta, observa-se que a técnica de inundação pura tende a manter o seu desempenho, e a diminuição de desempenho de todas as outras técnicas é ainda mais evidente. Este facto pode ser observado no cenário de alta mobilidade B, cujos resultados de desempenho se apresentam na Figura 5.26(c). Neste

caso, a mobilidade diminui ainda mais o desempenho da técnica de localização baseada em *source routing*, onde, pela primeira vez, a percentagem de *hits* perdidos é superior à percentagem de sucesso de localização. Neste cenário, a percentagem de sucesso do algoritmo que utiliza 2.5 saltos de informação é inferior ao algoritmo de inundação pura. Este facto é devido ao fraco desempenho do algoritmo de agrupamento de nós para estes valores de mobilidade, que, associado à necessidade de maior informação acerca da vizinhança, origina um número elevado de *queries* que não chegam a ser propagadas até ao nó que possui o recurso alvo do pedido de localização. Nesta situação, o algoritmo que utiliza menor quantidade de informação (1.5 saltos) exhibe um comportamento superior, embora já muito próximo do desempenho da técnica de inundação pura.

Face aos dados ilustrados na figura 5.26, conclui-se o seguinte:

- a técnica de localização por inundação pura é imune ao nível de mobilidade dos nós, embora a taxa de sucesso de localização obtida por esta técnica seja medíocre em situações de baixa mobilidade;
- para cenários sem mobilidade, a técnica de *source routing* apresenta uma taxa de sucesso de localização de recursos mais elevada do que a técnica de localização por inundação pura, embora seja severamente penalizada à medida que o grau de mobilidade dos nós aumenta;
- os algoritmos de localização baseados em informação a 1.5 e 2.5 saltos de rede exibem a taxa de sucesso de localização mais elevada no cenário sem mobilidade ou em cenários de mobilidade média/baixa;
- quanto menor for a quantidade de informação da vizinhança utilizada pelos algoritmos baseados na topologia virtual (1.5 e 2.5 saltos), maior será o desempenho à medida que o grau de mobilidade aumenta;
- a adaptação do parâmetro  $\beta$ , que tende a aumentar a precisão da duração das ligações lógicas, diminui o erro introduzido pelo algoritmo de agrupamento, aumentando o desempenho dos algoritmos de localização de recursos.

Concluindo, a técnica de *source routing*, utilizada massivamente pelo algoritmo de encaminhamento DSR [JM96], nunca apresenta vantagem em termos da taxa de sucesso

da localização de recursos em qualquer dos cenários de mobilidade descritos. Já a técnica de inundação pura, embora apresente os piores valores de taxa de localização para baixa mobilidade ou mobilidade nula, garante o melhor desempenho para valores de mobilidade muito elevada. Note-se que, embora apresente baixos valores de localização, esta técnica apresenta os valores do tempo de localização de recursos mais baixos. Quanto à utilização de informação da vizinhança a 2.5 saltos (utilizada no algoritmo de encaminhamento OLSR [JMC<sup>+</sup>01] e na generalidade de algoritmos baseados em topologias virtuais), apresenta valores de desempenho significativamente elevados nas situações de mobilidade média/baixa. No caso do algoritmo que utiliza 1.5 saltos de informação, constata-se que apresenta custos elevados em termos do tempo de localização dos recursos, mas não só apresenta a maior percentagem de sucesso de localização em cenários de mobilidade média/baixa, como se verifica que é mais imune ao aumento de mobilidade face ao algoritmo que utiliza 2.5 saltos de informação. Em cenários de mobilidade muito elevada, o algoritmo baseado em 1.5 saltos apresenta uma taxa de localização dos recursos semelhante à técnica de inundação pura, sendo ligeiramente penalizado pela carga necessária em manter a topologia (*beacons*), a qual aumenta a probabilidade de colisão de tramas. No entanto, dado o desempenho demonstrado nos diferentes cenários de mobilidade testados, o algoritmo baseado em 1.5 saltos de informação da vizinhança constitui a opção mais vantajosa em termos de taxa de localização à custa do aumento do tempo de localização.

## Capítulo 6

# Conclusões

### 6.1 Considerações Finais

Esta dissertação estuda o comportamento do protocolo de controlo de acesso ao meio utilizado na norma IEEE 802.11. Esta norma *de facto*, utilizada na realização de redes *ad hoc* móveis, apresenta algumas características que poderão influenciar de forma significativa os protocolos usados nas camadas superiores da pilha de protocolos. O modelo apresentado no Capítulo 3 estuda os atrasos envolvidos na transmissão das tramas e o débito útil do protocolo em diferentes condições de operação. Propondo uma análise para filas de espera finitas e tráfego finito, o modelo permite caracterizar de forma precisa o desempenho do protocolo de acesso ao meio. Destacam-se algumas das conclusões obtidas com o modelo:

- para o mesmo número de nós, e considerando tráfego infinito, a probabilidade de sucesso na transmissão de uma trama *unicast* é muito superior à probabilidade de sucesso na transmissão de uma trama *broadcast*;
- quando os ritmos de transmissão de tramas *broadcast* e *unicast* são semelhantes, identifica-se o seguinte:
  - o desempenho da rede em termos de tempo de serviço do protocolo MAC não é modificado de forma significativa se a quantidade de tráfego *broadcast* gerado não for inferior a aproximadamente 50% do tráfego total da rede;
  - se aproximadamente 50% do tráfego gerado for do tipo *broadcast*, o tempo de

serviço do protocolo MAC diminui à medida que a quantidade de tráfego *broadcast* aumenta, mas o desempenho em termos de débito útil também diminui;

- na situação de funcionamento mais frequente, em que o ritmo de transmissão de tramas *broadcast* é inferior ao ritmo de transmissão de tramas *unicast*, verifica-se o seguinte:
  - o desempenho em termos do tempo de serviço do protocolo MAC é significativamente inferior à medida que existe mais tráfego na rede do tipo *broadcast*;
  - o desempenho em termos do débito útil também diminui bruscamente à medida que a quantidade de tráfego gerado do tipo *broadcast* aumenta.

O Capítulo 4 exemplifica a aplicação do modelo em tempo real, propondo uma aproximação do modelo para o caso em que o tráfego é heterogéneo. A aproximação é aplicada à determinação do tempo de serviço, constituindo uma boa alternativa quer pela simplicidade computacional do método, quer pela precisão dos resultados obtidos.

O algoritmo de agrupamento de nós apresentado na segunda parte desta dissertação (Capítulo 5) permite criar um conjunto de árvores de difusão que asseguram a cobertura da rede através da inundação dos nós raízes. Embora os nós raízes não assegurem uma cobertura total da rede, o algoritmo necessita, no pior caso, de dois nós folhas para cobrir duas árvores distintas. Apresentam-se resultados relativos à caracterização da mobilidade dos nós, utilizando o modelo de mobilidade *Random Waypoint*. A caracterização da probabilidade da existência de ligações físicas após um determinado intervalo de tempo é especialmente útil para uma utilização futura nos algoritmos de encaminhamento. Este facto motiva os exemplos apresentados na Secção 5.3, onde, adaptando o sistema de detecção de vizinhos com base na mobilidade dos nós e na carga da rede, se obtêm vantagens no desempenho dos algoritmos de localização de recursos. Finalmente, os dois algoritmos de localização de recursos, apresentados na Secção 5.4 apresentam vantagens evidentes face aos tradicionais algoritmos de localização baseados em inundação pura ou *source routing*.

## 6.2 Trabalho Futuro

Embora seja apresentada uma aproximação do modelo para tráfego heterogéneo no Capítulo 4, este tópico necessita de mais investigação. Durante a elaboração dos trabalhos que conduziram a esta dissertação, foram testados outros métodos de estimação do tempo de serviço do protocolo MAC. No entanto, a elevada variância do tempo de serviço do protocolo MAC diminui a precisão do método à medida que se deseja uma estimação baseada num menor número de amostras.

A aplicação do modelo para optimização dos protocolos das camadas superiores é outro dos assuntos a explorar no futuro. Neste âmbito, encontra-se já em curso um estudo do impacto que o trabalho apresentado na Secção 5.3 terá em diversos protocolos de encaminhamento já propostos para redes *ad hoc*, nomeadamente os protocolos AODV e OLSR. O conhecimento obtido com o modelo também poderá ser explorado pelos algoritmos de gestão de congestão, nomeadamente no nível de transporte de dados.

Finalmente, identifica-se algum trabalho a realizar quanto à caracterização formal do algoritmo de agrupamento de nós apresentado no Capítulo 5, pois o facto de explorar as relações de mobilidade relativa entre nós poderá ser muito mais vantajoso noutro tipo de modelos de mobilidade diferentes do modelo *Random Waypoint* utilizado neste trabalho. Este ponto está já a ser explorado, de modo a aplicar o algoritmo de agrupamento de nós a modelos de mobilidade onde existem classes de nós com mobilidade diferenciada, tal como sucede em redes *ad hoc* formadas por um conjunto de veículos rodoviários, ou redes híbridas onde os nós não pertencentes a uma rede infra-estruturada podem comunicar com outros nós pertencentes a uma rede infra-estruturada, cujo nível de mobilidade é nulo ou bastante inferior.

## 6.3 Lista de Publicações

Esta secção apresenta uma lista de publicações realizadas pelo autor durante o período de realização do trabalho descrito nesta dissertação. A maior parte das publicações estão relacionadas com os tópicos apresentados neste documento. Existem partes desta dissertação ainda não publicadas, nomeadamente a melhoria das ligações lógicas abordada

na Secção 5.3.

### Capítulos de Livro

- **Título: E-business and Telecommunication Networks**

**Título [capítulo]:** A Telephony Application for Manets: Voice over a MANET-Extended JXTA Virtual Overlay Network

**Autores:** Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Sérgio Gaspar, David Paulino, Paulo Pinto

**Colecção:** Communications in Computer and Information Science, Vol.9

**Editor:** Springer Berlin Heidelberg **ISBN:** 978-3-540-70759-2 (Print) 978-3-540-70760-8 (Online)

**Páginas:** 247-358 **Data:** 2008

- **Título: E-business and Telecommunication Networks**

**Título [capítulo]:** Searching for Resources in MANETs - A Cluster Based Flooding Approach

**Autores:** Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto

**Colecção:** Communications in Computer and Information Science, Vol.3

**Editor:** Springer Berlin Heidelberg **ISBN:** 978-3-540-75992-8 (Print) 978-3-540-75993-5 (Online)

**Páginas:** 236-249 **Data:** 2007

### Jornais Internacionais

- **Frequency-Domain Multipacket Detection: A High Throughput Technique for SC-FDE Systems**

Rui Dinis, Paulo Carvalho, Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Miguel Pereira, Paulo Pinto, aceite na revista IEEE Transactions on Wireless Communications, Janeiro 2009.

- **The Influence of Broadcast Traffic on IEEE 802.11 DCF Networks**

Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, Computer Communications (Elsevier), Vol. 32, nº2, pág. 439-452, Janeiro 2009.

### Actas de Conferências Internacionais

- **A MAC Protocol for Half-Duplex Multi-Packet Detection in SC-FDE Systems**

Miguel Pereira, Luis Bernardo, Rui Dinis, Rodolfo Oliveira, Paulo Carvalho, Paulo Pinto. Aceite para publicação na conferência: IEEE 69th Vehicular Technology Conference (VTC2009-Spring), Barcelona, Espanha, 26-29 de Abril de 2009.

- **Queue and Channel State Awareness for Maximum Throughput Access Control in CSMA/CA-based Wireless LANs**

Rodolfo Oliveira, Iordanis Koutsopoulos. Aceite para publicação na conferência: IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'09), Budapeste, Hungria, 5-8 de Abril de 2009.



- **MAC Optimization for Half-duplex Multi-packet Detection in SC-FDE Saturated Systems**

Miguel Pereira, Luis Bernardo, Rui Dinis, Rodolfo Oliveira, Paulo Carvalho, Paulo Pinto. Aceite para publicação na conferência: The IASTED International Conference on Parallel and Distributed Computing and Networks, Innsbruck, Áustria, 16-18 de Fevereiro de 2009.

- **On Service Time Estimation in 802.11 WLANs with Heterogeneous Traffic Sources**

Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, Iordanis Koutsopoulos, IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems 2008 (ISWCS'08), Reykjavik, Islândia, 21-24 de Outubro de 2008.

- **Achieving proportional fair throughput in multi-rate random access wireless networks**

Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems 2008 (ISWCS'08), Reykjavik, Islândia, 21-24 de Outubro de 2008.

- **A Load-adaptive Timeout for Beaconing-based Link Protocols in Ad Hoc Networks**

Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, Rui Dinis, European Wireless Conference, Praga, República Checa, 22-25 de Junho de 2008.

- **Frequency-Domain Multipacket Detection: A High Throughput Technique for SC-FDE Systems**

Rui Dinis, Paulo Carvalho, Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Marco Serrazina, Paulo Pinto, IEEE Global Communications Conference (GlobeCom'07), Washington, Estados Unidos da América, 26-30 de Novembro de 2007.

- **IEEE 802.11 Delay Analysis for Multirate Variable Frame Length**

Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, 18th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC'07), Atenas, Grécia, 3-7 de Setembro de 2007.

- **A Wireless Sensor MAC Protocol for Bursty Data Traffic**

Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Miguel Pereira, Mário Macedo, Paulo Pinto, 18th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC'07), Atenas, Grécia, 3-7 de Setembro de 2007.

- **A Fire Monitoring Application for Scattered Wireless Sensor Networks**  
Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Ricardo Tiago, Paulo Pinto,  
International Conference on Wireless Information Networks and Systems (WinSys'07),  
Barcelona, Espanha, 28-31 de Julho de 2007.
- **Modeling Delay on IEEE 802.11 MAC Protocol for Unicast and Broadcast Non-saturated Traffic**  
Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto  
IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'07),  
Hong Kong, 11-15 de Março de 2007.
- **Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function with unicast and broadcast traffic**  
Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto  
17th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC'06),  
Helsínquia, Finlândia, 11-14 de Setembro de 2006.
- **A Telephony Application for MANETs: Voice over a MANET-extended JXTA Virtual Overlay Network**  
Luis Bernardo, Rodolfo Oliveira, Sérgio Gaspar, David Paulino, Paulo Pinto  
International Conference on Wireless Information Networks and Systems (WINSYS'06),  
Setúbal, Portugal, 7-10 de Agosto de 2006.
- **Searching for Resources in MANETS: A cluster based flooding approach.**  
Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto  
2nd International Conference on E-business and Telecommunication Networks (ICETE'05),  
Reading, Reino Unido, 3-7 de Outubro de 2005.
- **Searching for PI Resources on MANETs using JXTA**  
Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Nelson Ruivo, Paulo Pinto  
Service Assurance with Partial and Intermittent Resources Conference (SAPIR'05),  
Lisboa, Portugal, 17-20 de Julho de 2005.
- **Flooding Techniques for Resource Discovery on High Mobility MANETs**  
Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto  
International Workshop on Wireless Ad-hoc Networks 2005 (IWWAN'05),  
Londres, Reino Unido, 23-26 de Maio de 2005.

# Anexos



## Anexo A

# Desenvolvimento de expressões

### A.1 Expressão (3.34)

Dadas duas variáveis aleatórias  $\mathbf{X}$  e  $\mathbf{Y}$ , pretende-se determinar uma variável aleatória  $\mathbf{Z}$  que represente o máximo entre  $\mathbf{X}$  e  $\mathbf{Y}$ , ou seja,

$$\mathbf{Z} = \max(\mathbf{X}, \mathbf{Y}). \quad (\text{A1.1})$$

Caso  $\mathbf{X}$  e  $\mathbf{Y}$  sejam variáveis independentes, sabe-se que a função de distribuição da variável  $\mathbf{Z}$  é dada por [Pap84]

$$F_z(z) = F_x(z)F_y(z), \quad (\text{A1.2})$$

onde  $F_x$  e  $F_y$  representam as funções de distribuição da probabilidade das variáveis  $\mathbf{X}$  e  $\mathbf{Y}$ . Considerando agora  $n$  variáveis aleatórias  $\{\mathbf{X}_1, \mathbf{X}_2, \dots, \mathbf{X}_n\}$ , o resultado apresentado em (A1.2) pode ser facilmente generalizado para descrever a função da distribuição da variável  $\mathbf{Z} = \max(\mathbf{X}_1, \mathbf{X}_2, \dots, \mathbf{X}_n)$ :

$$F_z(z) = \prod_{i=1}^n F_{x_i}(z). \quad (\text{A1.3})$$

Assumindo agora que  $k$  nós geram uma trama *broadcast* com um comprimento amostrado a partir da mesma função de distribuição  $F(l)$ , a função de distribuição da trama com o maior comprimento é dada por  $F(l)^k$ , e o valor esperado do comprimento da trama

mais comprida é dado por

$$E_{brd}^{max}[l|k] = \sum_{i=l_{min}}^{l_{max}} i f(i), \quad (A1.4)$$

onde  $f(i) \triangleq [F(i)^k - F(i-1)^k]$ , resultando

$$E_{brd}^{max}[l|k] = \sum_{i=l_{min}}^{l_{max}} i [F(i)^k - F(i-1)^k]. \quad (A1.5)$$

## A.2 Expressão (3.35)

Considerando que cada nó gera uma trama com um comprimento representado pela variável aleatória  $\mathbf{L}$  amostrado a partir de uma função de distribuição  $F(l)$ , a função de distribuição  $F_b(l)$  do comprimento das tramas *unicast* quando transmitidas através do mecanismo de acesso básico, é representada por,

$$F_b(l|\mathbf{L} < l_{tr}) = \begin{cases} 0, & l < l_{min} \\ \frac{F(l)}{F(l_{tr}-1)}, & l_{min} \leq l \leq l_{tr} - 1 \\ 1, & l > l_{tr} - 1 \end{cases} \quad (A2.1)$$

Assumindo que  $k$  nós geram individualmente uma trama *unicast* transmitida com o mecanismo de acesso básico e com um comprimento amostrado a partir da função de distribuição  $F_b(l)$ , o valor esperado do comprimento da trama mais comprida toma o valor

$$\begin{aligned} E_{bas}^{max}[l|k] &= \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i f_b(i) = \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \left[ \left( \frac{F(i)}{F(l_{tr}-1)} \right)^k - \left( \frac{F(i-1)}{F(l_{tr}-1)} \right)^k \right] \\ &= \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \frac{F(i)^k - F(i-1)^k}{F(l_{tr}-1)^k}, \end{aligned} \quad (A2.2)$$

seguindo a mesma metodologia apresentada no desenvolvimento da expressão (3.34).

## A.3 Expressão (3.42)

Admita-se que a duração de uma trama *unicast* transmitida utilizando o mecanismo de acesso básico tem como função de distribuição  $F_{bas}(l)$  e que a duração de uma trama

*broadcast* tem como função de distribuição  $F_{brd}(l)$ . Considere-se que existem  $k_{bas} > 0$  nós a transmitir tramas *unicast* utilizando o mecanismo de acesso básico, cuja duração é representada pelas variáveis aleatórias  $\mathbf{X} = \{\mathbf{X}_1, \mathbf{X}_2, \dots, \mathbf{X}_{k_{bas}}\}$ , e, em simultâneo,  $k_{brd}$  nós transmitem tramas *broadcast*, cuja duração é representada pelas variáveis aleatórias  $\mathbf{Y} = \{\mathbf{Y}_1, \mathbf{Y}_2, \dots, \mathbf{Y}_{k_{brd}}\}$ . Tal como sucede na expressão (A1.3), a função de distribuição da variável  $\mathbf{Z}$ , que representa o máximo entre as variáveis  $\mathbf{X}_1, \mathbf{X}_2, \dots, \mathbf{X}_{k_{bas}}, \mathbf{Y}_1, \mathbf{Y}_2, \dots, \mathbf{Y}_{k_{brd}}$ , é dada por

$$F_z(z) = \prod_{k=1}^{k_{bas}} F_{bas}(z) \prod_{k=1}^{k_{brd}} F_{brd}(z). \quad (\text{A2.3})$$

O valor esperado da trama com duração máxima é dada por

$$\begin{aligned} E_{brd\_bas}^{max}[l|(k_{brd} \wedge k_{bas})] &= \sum_{i=l_{min}}^{l_{max}} i f_z(z) \\ &= \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \left[ F_{brd}(i)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i-1)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} \right] \\ &+ \sum_{i=l_{tr}}^{l_{max}} i \left[ F_{brd}(i)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i-1)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} \right] \\ &= \sum_{i=l_{min}}^{l_{tr}-1} i \left[ F_{brd}(i)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} \left( \frac{F_{bas}(i-1)}{F_{bas}(l_{tr}-1)} \right)^{k_{bas}} \right] \\ &+ \sum_{i=l_{tr}}^{l_{max}} i \left[ F_{brd}(i)^{k_{brd}} - F_{brd}(i-1)^{k_{brd}} \right]. \end{aligned} \quad (\text{A2.4})$$





# Bibliografia

- [AG06] Vladimir Atanasovski and Liljana Gavrilovska. Throughput and Optimal Behavior Analysis of Non-Saturated Contending IEEE 802.11a Systems in Rayleigh Fading Channels. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2006 IEEE 17th International Symposium on*, pages 1–5, Sept. 2006.
- [ANS99] ANSI/IEEE 802.11 Standard. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 1999.
- [ANS00] ANSI/IEEE 802.11 Standard. IEEE Std. 802.11b, Supplement to Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Higher-speed Physical Layer Extension in the 2.4 GHz Band, 2000.
- [ANS05] ANSI/IEEE 802.11 Standard. IEEE 802.11e/D13.0, Draft Supplement to Part 11: Medium Access Control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements, January 2005.
- [BBA05] Y. Barowski, S. Biaz, and P. Agrawal. Towards the performance analysis of IEEE 802.11 in multi-hop ad-hoc networks. *Wireless Communications and Networking Conference, 2005 IEEE*, 1:100–106 Vol. 1, 13-17 March 2005.
- [BGdMT98] Gunter Bolch, Stefan Greiner, Hermann de Meer, and Kishor S. Trivedi. *Queueing networks and Markov chains: modeling and performance evaluation with computer science applications*. Wiley-Interscience, New York, NY, USA, 1998.

- [Bia00] G. Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 18(3):535–547, Mar 2000.
- [Bic05] John Bicket. Bit-rate Selection in Wireless Networks. Master’s thesis, Massachusetts Institute of Technology, February 2005.
- [BL03] S. Bashir and B. Li. KELOP: distributed key-value lookup in wireless ad hoc networks. *Computer Communications and Networks, Proceedings of The 12th International Conference on*, pages 471–476, Oct. 2003.
- [BP98] L. Bernardo and P. Pinto. A scalable location service with fast update responses. *Global Telecommunications Conference, 1998. GLOBECOM 98. The Bridge to Global Integration. IEEE*, 5:2876–2881 vol.5, 1998.
- [BSH03] F. Bai, Narayanan Sadagopan, and A. Helmy. IMPORTANT: a framework to systematically analyze the Impact of Mobility on Performance of Routing Protocols for Adhoc Networks. In *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, volume 2, pages 825–835 vol.2, 2003.
- [BSH04] F. Bai, N. Sadagopan, and A. Helmy. BRICS: a building-block approach for analyzing routing protocols in ad hoc networks - a case study of reactive routing protocols. *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, 6:3618–3622 Vol.6, June 2004.
- [BSKH04] Fan Bai, Narayanan Sadagopan, Bhaskar Krishnamachari, and Ahmed Helmy. Modeling path duration distributions in manets and their impact on reactive routing protocols. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 22(7):1357–1373, 2004.
- [BT03] G. Bianchi and I. Tinnirello. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network. *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, 2:844–852 vol.2, March-3 April 2003.

- [CCG97] W. Liu C. Chiang, H. Wu and M. Gerla. Routing in clustered multihop, mobile wireless networks. In *Proc. IEEE SICON'97*, pages 197–211, April 1997.
- [CCL03] Imrich Chlamtac, Marco Conti, and Jennifer J. Liu. Mobile ad hoc networking: imperatives and challenges. *Ad Hoc Networks*, 1(1):13–64, July 2003.
- [CCN<sup>+</sup>06] Matthew Caesar, Miguel Castro, Edmund B. Nightingale, Greg O'Shea, and Antony Rowstron. Virtual ring routing: network routing inspired by DHTs. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 36(4):351–362, 2006.
- [CGLA03] M.M. Carvalho and J.J. Garcia-Luna-Aceves. Delay analysis of IEEE 802.11 in single-hop networks. *Network Protocols, Proceedings of 11th IEEE International Conference on*, pages 146–155, 4-7 Nov. 2003.
- [CJ03] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized Link State Routing Protocol. *IETF Internet Draft*, <http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-ietf-manet-olsr-10.txt>, 2003.
- [CL04] Hongyuan Chen and Yanda Li. Performance model of IEEE 802.11 DCF with variable packet length. *Communications Letters, IEEE*, 8(3):186–188, March 2004.
- [CNBT05] Gion Reto Cantieni, Qiang Ni, Chadi Barakat, and Thierry Turletti. Performance analysis under finite load and improvements for multirate 802.11. *Elsevier Computer Communications*, 28(10):1095–1109, 2005.
- [CSK05] Jong-Mu Choi, Jungmin So, and Young-Bae Ko. Numerical Analysis of IEEE 802.11 Broadcast Scheme in Multihop Wireless Ad Hoc Networks. In *Information Networking, Proceedings of The International Conference on*, pages 1–10, 2005.
- [CW05] Sheng-Tzong Cheng and Mingzoo Wu. Performance evaluation of ad-hoc WLAN by M/G/1 queueing model. *Information Technology: Coding and Computing, 2005. ITCC 2005. International Conference on*, 2:681–686 Vol. 2, 4-6 April 2005.

- [CY02] Park Daeyeon Choi Yongjin. Associativity based clustering and query stride for on-demand routing protocols in ad hoc networks. *Journal of communication and networks, Special Issue on Innovations in Ad Hoc Mobile Pervasive Networks*, 4(1):4–13, 2002.
- [DLLM06] K. Duffy, D.J. Leith, T. Li, and D. Malone. Modeling 802.11 mesh networks. *Communications Letters, IEEE*, 10(8):635–637, Aug. 2006.
- [DRWT97] R. Dube, C.D. Rais, Kuang-Yeh Wang, and S.K. Tripathi. Signal stability-based adaptive routing (SSA) for ad hoc mobile networks. *Personal Communications, IEEE*, 4(1):36–45, Feb 1997.
- [DW04] Fei Dai and Jie Wu. Performance analysis of broadcast protocols in ad hoc networks based on self-pruning. *Wireless Communications and Networking Conference, IEEE*, 2:802–807 Vol.2, March 2004.
- [EG99] J. Veizades M Day E. Guttman, C. Perkins. Service Location Protocol, Version 2 - Retrieved from <http://tools.ietf.org/html/rfc2608>., 1999.
- [Eph02] Anthony Ephremides. Ad hoc networks: Not an ad hoc field anymore. *Special Issue: Mobile Ad Hoc Networking - Research, Trends and Applications*, 2(5):441–448, 2002.
- [Fal03] Kevin Fall. A delay-tolerant network architecture for challenged internets. In *SIGCOMM '03: Proceedings of the 2003 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pages 27–34, New York, NY, USA, 2003. ACM.
- [GFJ<sup>+</sup>03] Z. Ge, D.R. Figueiredo, Sharad Jaiswal, J. Kurose, and D. Towsley. Modeling peer-peer file sharing systems. *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, 3:2188–2198 vol.3, March-3 April 2003.
- [GL02] I. Gruber and Hui Li. Link expiration times in mobile ad hoc networks. *Local Computer Networks, 2002. Proceedings. LCN 2002. 27th Annual IEEE Conference on*, pages 743–750, Nov. 2002.

- [HBWB07] Marc Heissenbüttel, Torsten Braun, Markus Wälchli, and Thomas Bernoulli. Evaluating the limitations of and alternatives in beaconing. *Ad Hoc Netw.*, 5(5):558–578, 2007.
- [HDP03] Y. Charlie Hu, Saumitra M. Das, and Himabindu Pucha. Exploiting the synergy between peer-to-peer and mobile ad hoc networks. In *Proceedings of HotOS-IX: Ninth Workshop on Hot Topics in Operating Systems*, pages 37–42, 2003.
- [HKRZ02] Kirsten Hildrum, John D. Kubiatowicz, Satish Rao, and Ben Y. Zhao. Distributed object location in a dynamic network. In *SPAA '02: Proceedings of the fourteenth annual ACM symposium on Parallel algorithms and architectures*, pages 41–52, New York, NY, USA, 2002. ACM.
- [HP98] Zygmunt J. Haas and Marc R. Pearlman. The performance of query control schemes for the zone routing protocol. In *SIGCOMM '98: Proceedings of the ACM SIGCOMM '98 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication*, pages 167–177, New York, NY, USA, 1998. ACM.
- [HRBSD03] M. Heusse, F. Rousseau, G. Berger-Sabbatel, and A. Duda. Performance anomaly of 802.11b. *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, 2:836–843 vol.2, 30 March-3 April 2003.
- [HSG03] Timothy A. Howes, Mark C. Smith, and Gordon S. Good. *Understanding and Deploying LDAP Directory Services*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., Boston, MA, USA, 2003.
- [Inf07] Information Sciences Institute. NS-2 network simulator (version 2.31). Software Package retrieved from <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, 2007.
- [J. 05] J. Beatty, G. Kakivaya, D. Kemp, T. Kuehnel, B. Lovering, B. Roe, C. St. John, J. Schlimmer, G. Simonnet, D. Walter, J. Weast, Y. Yarmosh, P.

- Yendluri. Web Services Dynamic Discovery (WS-Discovery) - Retrieved from <http://specs.xmlsoap.org/ws/2005/04/discovery/ws-discovery.pdf>, 2005.
- [JM96] David B Johnson and David A Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In Imielinski and Korth, editors, *Mobile Computing*, volume 353. Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [JMC<sup>+</sup>01] P. Jacquet, P. Muhlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, and L. Viennot. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. *Technology for the 21st Century, Proceedings of IEEE International Multi Topic Conference on*, pages 62–68, 2001.
- [KK00] Brad Karp and H. T. Kung. GPSR: greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 243–254, New York, NY, USA, 2000. ACM.
- [Kle75] Leonard Kleinrock. *Queueing Systems, Volume 1: Theory*. John Wiley & Sons, 1975.
- [KT03] U.C. Kozat and L. Tassiulas. Network layer support for service discovery in mobile ad hoc networks. *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, 3:1965–1975 vol.3, March-3 April 2003.
- [LMT04] Mathieu Lacage, Mohammad Hossein Manshaei, and Thierry Turletti. IEEE 802.11 rate adaptation: a practical approach. In *MSWiM '04: Proceedings of the 7th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pages 126–134, New York, NY, USA, 2004.
- [LTVW06] A. Lopez Toledo, T. Vercauteren, and Xiaodong Wang. Adaptive Optimization of IEEE 802.11 DCF Based on Bayesian Estimation of the Number of Competing Terminals. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 5(9):1283–1296, Sept. 2006.

- [MCL07] D. Malone, P. Clifford, and D. J. Leith. Mac layer channel quality measurement in 802.11. *Communications Letters, IEEE*, 11(2):143–145, Feb. 2007.
- [MDL07] David Malone, Ken Duffy, and Doug Leith. Modeling the 802.11 distributed coordination function in nonsaturated heterogeneous conditions. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 15(1):159–172, 2007.
- [MLL<sup>+</sup>04] Hui Ma, Xing Li, Hewu Li, Peiyun Zhang, Shixin Luo, and Cong Yuan. Dynamic optimization of IEEE 802.11 CSMA/CA based on the number of competing stations. *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, 1:191–195, June 2004.
- [MT05a] K. Medepalli and F.A. Tobagi. Throughput analysis of IEEE 802.11 wireless LANs using an average cycle time approach. *Global Telecommunications Conference, 2005. GLOBECOM '05. IEEE*, 5:5 pp.–, 28 Nov.-2 Dec. 2005.
- [MT05b] K. Medepalli and F.A. Tobagi. System centric and user centric queueing models for IEEE 802.11 based wireless LANs. *Broadband Networks, 2005 2nd International Conference on*, pages 612–621 Vol. 1, 3-7 Oct. 2005.
- [MZ99] A. McDonald and T. Znati. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 17(8):1466–87, Aug 1999.
- [NC04] W. Navidi and T. Camp. Stationary distributions for the random waypoint mobility model. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 3(1):99–108, Jan-Feb 2004.
- [NTCS99] Sze-Yao Ni, Yu-Chee Tseng, Yuh-Shyan Chen, and Jang-Ping Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 151–162, New York, NY, USA, 1999. ACM.
- [OBP05] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. Flooding techniques for resource discovery on high mobility manets. *International Workshop on Wireless Ad-hoc Networks*, May 2005.

- [OBP06] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function with Unicast and Broadcast Traffic. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2006. IEEE 17th International Symposium on*, pages 1–5, Sept. 2006.
- [OBP07a] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. Modelling Delay on IEEE 802.11 MAC Protocol for Unicast and Broadcast Nonsaturated Traffic. *Wireless Communications and Networking Conference, 2007. WCNC 2007. IEEE*, pages 463–467, 11-15 March 2007.
- [OBP07b] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. IEEE 802.11 Delay Analysis for Multirate Variable Frame Length. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2007. IEEE 18th International Symposium on*, pages 1–5, Sept. 2007.
- [OBP08] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. Searching for resources in manets – a cluster based flooding approach. In *E-business and Telecommunication Networks – Communications in Computer and Information Science*, volume 3, pages 236–245. Springer-Verlag, 2008.
- [OBP09] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, and Paulo Pinto. The Influence of Broadcast Traffic on IEEE 802.11 DCF Networks. *Elsevier Computer Communications*, 32(2):439–452, 2009.
- [OBPD08] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, and Rui Dinis. A load-adaptive timeout for beaconing-based link protocols in ad hoc networks. *Wireless Conference, 2008. EW 2008. 14th European*, pages 1–7, June 2008.
- [OBPK08] Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto, and Iordanis Koutsopoulos. On service time estimation in 802.11 wlans with heterogeneous traffic sources. *IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems*, October 2008.
- [OM04] Mustafa Özdemir and A. Bruce McDonald. An M/MMGI/1/K queuing model for IEEE 802.11 ad hoc networks. In *PE-WASUN '04: Proceedings of the*



- 1st ACM international workshop on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks*, pages 107–111, New York, NY, USA, 2004. ACM.
- [Pap84] A. Papoulis. *Probability, Random Variables, and Stochastic Processes*. McGraw Hill, 1984.
- [PB94] Charles Perkins and Pravin Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. In *ACM SIGCOMM'94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pages 234–244, 1994.
- [PC03] Jd.P. Pavon and Sunghyun Choi. Link adaptation strategy for IEEE 802.11 WLAN via received signal strength measurement. *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on*, 2:1108–1113 vol.2, 2003.
- [Pee01] Peer-to-peer technology company. FastTrack - Retrieved from <http://www.fasttrack.nu>, 2001.
- [PL00] Wei Peng and Xi-Cheng Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *MobiHoc '00: Proceedings of the 1st ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 129–130, Piscataway, NJ, USA, 2000. IEEE Press.
- [PPJ05] P.P. Pham, S. Perreau, and A. Jayasuriya. New cross-layer design approach to ad hoc networks under rayleigh fading. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 23(1):28–39, Jan. 2005.
- [PR99] C.E. Perkins and E.M. Royer. Ad-hoc on-demand distance vector routing. *Mobile Computing Systems and Applications, 1999. Proceedings. WMCSA '99. Second IEEE Workshop on*, pages 90–100, 25-26 Feb 1999.
- [Rap01] Theodore Rappaport. *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ, USA, 2001.

- [RD01] Antony Rowstron and Peter Druschel. Pastry: Scalable, decentralized object location, and routing for large-scale peer-to-peer systems. *Lecture Notes in Computer Science*, 2218:329–350, 2001.
- [SBKH03] Narayanan Sadagopan, Fan Bai, Bhaskar Krishnamachari, and Ahmed Helmy. PATHS: analysis of PATH duration statistics and their impact on reactive MANET routing protocols. In *MobiHoc '03: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 245–256, New York, NY, USA, 2003. ACM.
- [Sit05] Sai Ganesh Sitharaman. Modeling queues using Poisson approximation in IEEE 802.11 ad-hoc networks. *Local and Metropolitan Area Networks, 2005. LANMAN 2005. The 14th IEEE Workshop on*, pages 6 pp.–, 18-21 Sept. 2005.
- [SM04] Inc. Sun Microsystems. JXTA v2.0 Protocols Specification - Retrieved from <http://spec.jxta.org/nonav/v1.0/docbook/JXTAProtocols.html>, 2004.
- [TK02] R. Manfredi T. Klingberg. RFC Draft of Gnutella v0.6 - Retrieved from [http://rfc-gnutella.sourceforge.net/src/rfc-0\\_6-draft.html](http://rfc-gnutella.sourceforge.net/src/rfc-0_6-draft.html), 2002.
- [Toh97] Chai-Keong Toh. Associativity-based routing for ad hoc mobile networks. *Wirel. Pers. Commun.*, 4(2):103–139, 1997.
- [TS04] O. Tickoo and B. Sikdar. A queueing model for finite load IEEE 802.11 random access MAC. *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, 1:175–179 Vol.1, 20-24 June 2004.
- [TWLK06] Cheng-Lin Tsao, Yueh-Ting Wu, Wanjiun Liao, and Jia-Chun Kuo. Link duration of the random way point model in mobile ad hoc networks. *Wireless Communications and Networking Conference, 2006. WCNC 2006. IEEE*, 1:367–371, 0-0 2006.
- [WGLA04] Yu Wang and J. J. Garcia-Luna-Aceves. Modeling of collision avoidance protocols in single-channel multihop wireless networks. *Wirel. Netw.*, 10(5):495–506, 2004.

- [WL03] Jie Wu and Wei Lou. Forward-node-set-based broadcast in clustered mobile ad hoc networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 3(2):155–173, 2003.
- [YLN03] J. Yoon, M. Liu, and B. Noble. Random waypoint considered harmful. *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. IEEE*, 2:1312–1321 vol.2, March-3 April 2003.
- [ZF03] H. Zhai and Y. Fang. Performance of wireless LANs based on IEEE 802.11 MAC protocols. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2003. PIMRC 2003. 14th IEEE Proceedings on*, 3:2586–2590 vol.3, 7-10 Sept. 2003.
- [ZKF04] Hongqiang Zhai, Younggoo Kwon, and Yuguang Fang. Performance analysis of IEEE 802.11 MAC protocols in wireless LANs: Research Articles. *Wirel. Commun. Mob. Comput.*, 4(8):917–931, 2004.

# Índice Remissivo

- backoff*, 13
- binary exponential backoff*, 14
- goodput*, 30
- hit*, 96
- post-backoff*, 15
- pre-backoff*, 15
- query*, 96
- slot time*, 14
- source routing*, 137
- throughput*, 21
- acesso
  - adiamento de, 13
  - contenção de, 13
- AP, 9
- atraso
  - de acesso, 20
  - de propagação, 20
  - na fila de espera, 20
  - total, 20
- caminho de expedição, 136
- caminho inverso, 137
- CB, 13
- CNDC, 96
- conexão
  - física, 4
- conjunto de nós dominantes e conectados, 96
- conjunto de ritmos básico, 16
- conjunto de ritmos de dados, 16
- contador do *backoff*, 13
- CSMA/CA, 11
- DCF, 9
- DIFS, 11
- DSSS, 22
- EDCA, 10
- EIFS, 11
- Estabilidade da Ligação, 102
- etapa de *backoff*, 14
- fda, 132
- fdp, 38
- FHSS, 22
- Função de Coordenação Centralizada, 9
- HCCA, 10
- inundação da rede, 18
- inundação pura, 137
- janela de contenção, 13, 14
- LGB, 97
- ligação
  - física, 4
- LLC, 16
- MAC, 9
  - tempo de serviço, 20
- mecanismo de acesso básico, 11
- mecanismo de acesso RTS/CTS, 11
- nó escondido
  - problema, 11
- NAV, 12
- PCF, 9
- rede
  - de múltiplos saltos, 5
  - de salto único, 5
  - infra-estruturada, 9
  - não infra-estruturada, 9
- RTS/CTS, 11
- RTS\_THRESHOLD, 11
- RVH, 94, 96
- salto, 4
- SIFS, 11
- sistema baseado na transmissão de *beacons*, 115
- source routing, 137
- tempestade de *broadcast*, 18

tempo de serviço do protocolo MAC, 20

teoria das filas de espera, 18

tráfego

heterogéneo, 19

homogéneo, 19

não saturado, 22

saturado, 17, 21

trama

broadcast, 14

consecutiva, 15

não consecutiva, 16

unicast, 14

vizinhança, 4

WLANs, 9

